

#2

IN THE U.S. PATENT AND TRADEMARK OFFICE

JCS64 U.S. PTO
09/997012
11/30/01

Applicant: KIM, Jeeyeon et al

Application No.:

Group:

Filed: November 30, 2001

Examiner:

For: FORWARD-SECURE COMMERCIAL KEY ESCROW SYSTEMS AND ESCROWING
METHODS THEREOF

L E T T E R

Honorable Commissioner of Patents
and Trademarks
Washington, D.C. 20231

November 30, 2001
3882-0102P

Sir:

Under the provisions of 35 USC 119 and 37 CFR 1.55(a), the
applicant hereby claims the right of priority based on the following
application(s):

Country
REPUBLIC OF KOREA

Application No.
10-2001-0019279

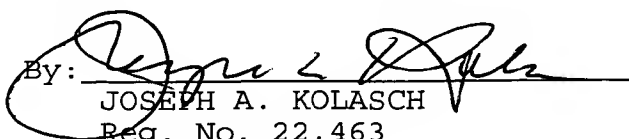
Filed
04/11/01

A certified copy of the above-noted application(s) is(are)
attached hereto.

If necessary, the Commissioner is hereby authorized in this,
concurrent, and future replies, to charge payment or credit any
overpayment to Deposit Account No. 02-2448 for any additional fees
required under 37 C.F.R. 1.16 or under 37 C.F.R. 1.17; particularly,
extension of time fees.

Respectfully submitted,

BIRCH, STEWART, KOLASCH & BIRCH, LLP

By: 

JOSEPH A. KOLASCH
Reg. No. 22,463

P. O. Box 747

Falls Church, Virginia 22040-0747

Attachment
(703) 205-8000
/nv

3882-UIU24
KIM, Jeejeon et al.
November 30, 2001
BSKB, LLP
(703) 205-8000 #2
1 of 1

대한민국 특허청

KOREAN INTELLECTUAL PROPERTY OFFICE

별첨 사본은 아래 출원의 원본과 동일함을 증명함.

This is to certify that the following application annexed hereto
is a true copy from the records of the Korean Intellectual
Property Office.

JC564 U.S. PRO
09/997012
11/30/01

출원번호 :
Application Number

특허출원 2001년 제 19279 호

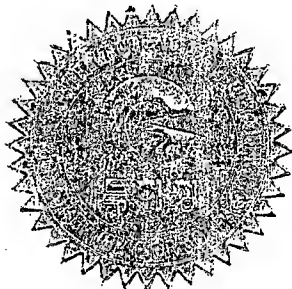
출원년월일 :
Date of Application

2001년 04월 11일

**CERTIFIED COPY OF
PRIORITY DOCUMENT**

출원인 :
Applicant(s)

한국 정보 보호 센터



2001 05 31
년 월 일

특 허 청

COMMISSIONER





919980004584



10111010000000000000

방 식 심 사 란	담	당	심	사	관

【서류명】 특허출원서

【권리구분】 특허

【수신처】 특허청장

【제출일자】 2001.04.11

【국제특허분류】 H04K 1/00

【발명의 국문명칭】 피케이아이 기반의 상업용 키위탁 방법 및 시스템

【발명의 영문명칭】 SYSTEM AND METHOD OF SOFTWARE-BASED COMMERCIAL KEY
ESCROW FOR PKI ENVIRONMENT

【출원인】

【명칭】 한국 정보 보호 센터

【출원인코드】 2-1999-901411-2

【대리인】

【성명】 원태영

【대리인코드】 9-1998-000458-4

【포괄위임등록번호】 2000-062897-3

【발명자】

【성명의 국문표기】 김지연

【성명의 영문표기】 KIM, Jeeyeon

【주민등록번호】 701228-2025711

【우편번호】 138-918

【주소】 서울특별시 송파구 잠실6동 장미아파트 29-1008

【국적】 KR

【발명자】

【성명의 국문표기】 김승주

【성명의 영문표기】 KIM, Seungjoo

【주민등록번호】 710922-1006012

【우편번호】 110-530

【주소】 서울특별시 종로구 혜화동 26-6

【국적】 KR

【발명자】

【성명의 국문표기】 권현조

【성명의 영문표기】 KWON,Hyun-Jo

【주민등록번호】 731124-2017411

【우편번호】 133-050

【주소】 서울특별시 성동구 마장동 466-1

【국적】 KR

【발명자】

【성명의 국문표기】 박해룡

【성명의 영문표기】 PARK,Hae-Ryong

【주민등록번호】 740204-1621613

【우편번호】 506-050

【주소】 광주광역시 광산구 우산동 1046-4

【국적】 KR

【발명자】

【성명의 국문표기】 이홍섭

【성명의 영문표기】 LEE,Hongsub

【주민등록번호】 530624-1155210

【우편번호】 136-060

【주소】 서울특별시 성북구 돈암동 616 한신아파트 101-1006

【국적】 KR

【심사청구】 청구

【취지】 특허법 제42조의 규정에 의한 출원, 특허법 제60조의 규정에 의한 출원심사를 청구합니다.

대리인			원태영 (인)
【수수료】			
【기본출원료】	20	면	29,000 원
【가산출원료】	51	면	51,000 원
【우선권주장료】	0	건	0 원
【심사청구료】	16	항	621,000 원
【합계】			701,000 원
【면제사유】	국가		
【면제후 수수료】			0 원

【요약서】

【요약】

본 발명은 공개키 기반의 인프라와 연동되면서 사용자와 정부의 요구 사항을 동시에 충족시키는 실용적인 키위탁 시스템 기술을 개시한다.

본 발명에 따른 키위탁 기술은 시스템 변경 없이 피케이아이(Public Key Infrastructure; PKI)-로밍(roaming) 서비스를 제공하고, 키복구 서버를 관리하는 키관리 서버에 완전 순방향 비밀성(perfect forward secrecy)을 보장함으로써 안전성을 제고한다. 본 발명에 따른 키위탁 기술이 강제적 시스템으로 적용될 경우에도 사용자의 프라이버시를 최대한 보장하는 이점이 있다.

【대표도】

도4a

【색인어】

공개키, 비밀키, PKI, 키위탁 시스템, Key Escrow, Key Recovery.

【명세서】

【발명의 명칭】

피케이아이 기반의 상업용 키위탁 방법 및 시스템{SYSTEM AND METHOD OF SOFTWARE-BASED COMMERCIAL KEY ESCROW FOR PKI ENVIRONMENT}

【도면의 간단한 설명】

도1a는 종래 기술에 따른 PKI 기반의 상업용 키위탁 시스템으로서, 넷스케이프사가 개시하고 있는 키위탁 과정의 일처리 흐름을 나타낸 도면.

도1b는 종래 기술에 따른 PKI 기반의 상업용 키위탁 시스템으로서, 넷스케이프사가 개시하고 있는 키복구 과정의 일처리 흐름을 나타낸 도면.

도2a는 종래 기술에 따른 PKI 기반의 상업용 키위탁 시스템으로서, 베리사인사가 개시하고 있는 키위탁 과정의 일처리 흐름을 나타낸 도면.

도2b는 종래 기술에 따른 PKI 기반의 상업용 키위탁 시스템으로서, 베리사인사가 개시하고 있는 키복구 과정의 일처리 흐름을 나타낸 도면.

도3a는 종래 기술에 따른 PKI 기반의 상업용 키위탁 시스템으로서, 인트러스트사가 개시하고 있는 키위탁 과정의 일처리 흐름을 나타낸 도면.

도3b는 종래 기술에 따른 PKI 기반의 상업용 키위탁 시스템으로서, 인트러스트사가 개시하고 있는 키복구 과정의 일처리 흐름을 나타낸 도면.

도4a를 참조하면, 본 발명에 따른 키위탁 시스템의 제1 실시예를 나타낸 것으로서, RSA(Ron Rivest, Adi Shamir, Leonard Adleman) 기반의 (n,n)-상업용 키위탁 시스템의 키생성 및 키위탁 과정을 나타낸 도면.

도4b는 본 발명의 제1 실시예에 따른 RSA 기반의 (n,n) -상업용 키위탁 시스템의 키복구 과정을 나타낸 도면.

도5는 본 발명에 따른 키위탁 시스템의 제2 실시예를 나타낸 것으로서, RSA 기반의 (n,n) -강제적 키위탁 시스템의 키생성 및 키위탁 과정을 나타낸 도면.

도6은 본 발명에 따른 키위탁 시스템의 제3 실시예를 나타낸 것으로서, RSA 기반의 (n,n) -강제적 키위탁 시스템의 키생성 및 키위탁 과정을 나타낸 도면.

도7a는 본 발명에 따른 키위탁 시스템의 제4 실시예를 나타낸 것으로서, 디피-헬만(Diffie-Hellman) 기반의 (n,n) -상업용 키위탁 시스템의 키생성 및 키위탁 과정을 나타낸 도면.

도7b는 본 발명의 제4 실시예에 따른 디피-헬만 기반의 (n,n) -상업적 키위탁 시스템의 키복구 과정을 나타낸 도면.

도8은 본 발명에 따른 키위탁 시스템의 제5 실시예를 나타낸 것으로서, 디피-헬만 기반의 (n,n) -강제적 키위탁 시스템의 키생성 및 키위탁 과정을 나타낸 도면.

도9는 본 발명의 제6 실시예를 나타낸 것으로서, 디피-헬만 기반의 (n,n) -강제적 키위탁 시스템의 키생성 및 키위탁 과정을 나타낸 도면.

도10a는 본 발명의 제7 실시예를 나타낸 것으로서, 디피-헬만 기반의 (t,n) -상업용 키위탁 시스템의 키생성 및 키위탁 과정을 나타낸 도면.

도10b는 본 발명의 제7 실시예를 나타낸 것으로서, 디피-헬만 기반의 (t,n) -상업용 키위탁 시스템의 키복구 과정을 나타낸 도면.

도11은 본 발명의 제8 실시예를 나타낸 것으로, 디피-헬만 기반의 (t,n)-강제적 키위탁 시스템의 키생성 및 키위탁 과정을 나타낸 도면.

도12는 본 발명의 제9 실시예를 나타낸 것으로, 디피-헬만 기반의 (t,n)-강제적 키위탁 시스템의 키생성 및 키위탁 과정을 나타낸 도면.

<도면의 주요 부분에 대한 부호의 설명>

- 10 : 사용자(USER)
- 11 : 등록 서버(RA; Registration Authority)
- 12 : 인증 서버(CA; Certification Authority)
- 13 : 키관리 서버(KMA; Key Management Authority)
- 14, 15, 16 : 키복구 서버(KRA; Key Recovery Agent)
- 21, 22, 23 : 데이터베이스

【발명의 상세한 설명】

【발명의 목적】

【발명이 속하는 기술분야 및 그 분야의 종래기술】

본 발명은 PKI(Public Key Infrastructure) 기반의 키위탁 시스템 기술에 관한 것으로, 특히 사용자의 프라이버시(privacy) 보호와 정부의 법집행 능력을 보장이라는 상반된 목적을 동시에 충족할 수 있는 키위탁 시스템 및 방법에 관한 것이다.

컴퓨터 통신 기술의 발달로 현대인들은 언제 어디서나 각종 데이터를 주고받으며 정보통신 시대를 살아가고 있다. 그런데, 유무선 통신망을 통한 전자상거래,

금융거래 등의 정보통신 산업이 급속히 팽창함에 따라서, 데이터 암호화 기술의 중요성이 한층 배가되고 있다.

암호는 온라인(on-line) 메시지(message)를 부호화(encoding)하는 기술을 의미하며, 적절한 부호(code) 또는 키(key)를 갖고 있는 자만이 복호화하여 해독할 수 있게 된다. 이와 같은, 암호의 사용은 정보의 누출 및 오용을 방지하고 상대의 신원 확인을 가능하게 함으로써, 온라인 상에서의 전자상거래나 전자 계약을 가능하게 하는 등 많은 장점을 가지고 있다. 그러나, 암호는 본래 가지고 있는 키관리 의 어려움 때문에 다음과 같은 문제가 발생할 수 있다.

첫째로, 키의 분실이나 손실로 인하여 사용자가 자신의 키 또는 평문(plain text; 암호화가 되지 않은 메시지)에 접근할 수 없는 경우가 종종 발생한다. 이 경우에는 자신이 적법한 소유자임에도 불구하고 자신의 정보에 접근을 할 수 없으므로 예기치 않은 손실을 초래할 수 있다.

둘째로, 기업의 입장에서 볼 때에 암호가 오용됨으로써 잠재적 위협을 발생시킬 수 있다. 즉, 사업장에서 피고용인이 중요한 정보를 암호화하고 키를 담보로 하여 금품을 요구할 수도 있으며, 키의 도난이나 손상 등의 위협이 항상 존재하게 된다.

셋째로, 국가와 같은 공공 기관이 범죄 수사 등의 적법한 이유로 키 또는 평문에 접근하여야 할 필요성이 발생한 경우에 야기될 수 있는 문제점이다. 즉, 범죄자는 암호문을 사용함으로써 합법적 수사를 방해할 수도 있게 된다.

전술한 첫 번째 문제점인 개인 사용자가 겪을 수 있는 키의 분실 또는 손실

문제는 키 백업(key back-up) 서비스 등을 제공하는 상업용 키위탁 시스템을 이용함으로써 해결할 수 있다. 또한, 기업 또는 국가의 입장에서 발생할 수 있는 상기 문제점은 기업의 보안 정책이나 국가 차원의 정책으로 사용되는 강제적 키위탁 시스템으로 해결될 수 있다.

전술한 암호 사용의 역기능을 해결하는 대안으로서, 암호 사용에 대한 법률 규제, 발표되지 않은 트랩 도어(trapdoor)가 있는 암호 방식의 채택, 또는 모든 암호 사용에 정부가 개입하는 등의 방법이 소개되고 있으나, 현재 지지를 받고 있는 대표적 방안은 키위탁 시스템(key escrow system)이다.

키위탁 시스템은 암호문의 소유자(일반적인 암호 시스템에서 키를 소유한 사람)가 아닐지라도, 사전에 약속된 어떤 특정한 조건하에서 허가된 사람에게 복호가 가능한 능력을 제공하는 암호 시스템이라 정의할 수 있다. 여기서, 미리 약속된 조건이란 암호가 나쁜 목적으로 사용되었을 경우의 법집행 권한 확보를 위한 허가일 수도 있고, 데이터 암호용 키를 상실하였을 경우가 될 수도 있다.

이와 같은 PKI 기반의 키위탁 시스템의 대표적 기술로서 넷스케이프(Netscape)사와 베리사인(Verisign)사 및 인트러스트(Entrust)사의 기술이 알려져 있다. 이하에서는, 종래 PKI 기반의 키위탁 시스템의 문제점을 이해하기 위하여 위에서 언급한 3개 회사의 기술을 차례로 살펴보기로 한다.

우선, PKI 기반의 키위탁 시스템의 구성 객체는 다음과 같다. 사용자(user)란 PKI 기반의 상업용 키위탁 시스템의 서비스를 이용하는 객체를 의미하며, 사용자가 인증서 발행을 요청할 때에 전자 서명용 인증서 및 암호용 인증서를 생성하여

발행하여 주는 인증 서버가 존재한다.

또한, 등록 서버는 인증 서버가 인증서(certificate)를 발행하기에 앞서서 암호용 인증서 발급을 요청한 사용자를 확인하고 그에 대한 등록 업무를 수행한다.

한편, 키복구 과정을 위하여 사용자의 비밀키를 백업하여 저장하여 두게 되는데, 사용자의 키복구 요청 시에 키복구를 수행하는 키관리 서버와 키관리 서버에게 키복구 정보를 제공하는 다수의 키복구 서버가 구성된다.

즉, 종래 기술에 따른 PKI 기반의 상업용 키위탁 시스템은 사용자, 등록 서버, 인증 서버, 키관리 서버와 다수의 키복구 서버로 구성됨을 특징으로 한다. 여기서, 키복구 서버는 키복구에 필요한 정보를 제공하는 객체 또는 관련 운영자이므로 단일 객체를 사용하는 경우 키복구 권한의 남용이 우려될 수 있으므로, 복수개 $KRA_1, KRA_2, \dots, KRA_n$ 를 구성하는 것이 통용되고 있다.

또한, 키관리 서버는 키복구 서버를 관리하는 중앙 관리 서버의 역할을 수행하게 된다.

도1a는 종래 기술에 따른 PKI 기반의 상업용 키위탁 시스템으로서, 넷스케이프사가 개시하고 있는 키위탁 과정의 일처리 흐름을 나타낸 도면이다. 도1a에 도시된 PKI 기반의 상업용 키위탁 시스템은 "넷스케이프 인증 관리 시스템 운영자 설명서 버전 4.1(Netscape certificate management system administrator's guide version 4.1)" http://docs.iplanet.com/docs/manuals/cms/41/adm_guide/contents.html에 개시되어 있다.

도1a를 참조하면, 사용자 A(10)는 암호용 개인키 S_A 와 공개키 P_A 를 생성하고, 자신의 암호용 개인키 S_A 를 키관리 서버(KMA; 13; 넷스케이프사에서는 '데이터 복구 관리자'라 칭함)의 전송용 공개키 P_{KMA} 로 암호화 $E_{P_{KMA}}(S_A)$ 한 후, 자신의 암호용 공개키 P_A 와 함께 $E_{P_{KMA}}(S_A)$ 를 등록 서버(RA; 11)에 전송한다(단계 S100).

이어서, 등록 서버(RA; 11)는 사용자 확인 절차를 수행한 후, 사용자(10)의 암호용 공개키 P_A 와 암호화된 사용자의 개인키 $E_{P_{KMA}}(S_A)$ 를 키관리 서버(KMA; 13)에 키워tac을 위하여 전송한다(단계 S101). 키관리 서버(KMA; 13)는 자신의 전송용 개인키 S_{KMA} 를 이용하여 암호화된 사용자의 개인키를 복호화 후에 사용자의 암호용 공개키 P_A 와 대응되는지를 검사한다.

이 때에, 복호화된 사용자의 개인키와 사용자의 암호용 공개키 P_A 가 대응이 되는 경우, 자신의 저장용 공개키 P'_{KMA} 로써 사용자의 암호용 개인키 S_A 를 $E_{P'_{KMA}}(S_A)$ 로 암호화한 후 데이터베이스(17)에 저장한다(단계 S102).

한편, 키관리 서버(KMA; 13)의 저장용 개인키는 소프트웨어 또는 하드웨어 토큰에 저장되며 PIN을 통해 접근이 가능하다. 키관리 서버(KMA; 13)는 PIN을 (m,n)-비밀 분산 알고리즘(단, $m < n$)을 사용하여 n개의 조각으로 조각낸 후에 n개의 키복구 서버(KRA; 14, 15, 17) 키복구 관련 운영자의 패스워드로 암호화하여

보관한다.

다시 도1a를 참조하면, 키관리 서버(KMA; 13)는 사용자(10)의 암호용 개인키를 위탁한 후, 키관리 서버(13)는 등록 서버(RA; 11)에게 사용자의 암호용 개인키 S_A 의 위탁이 완료되었음을 알리는 메시지를 자신의 전송용 개인키로 전자 서명하여 전송한다(단계 S104).

이어서, 등록 서버(RA; 11)는 서명된 메시지를 검증한 후, 인증 서버(CA; 12)에게 인증서 발급을 요청한다(단계 S105). 이에 따라, 인증 서버(CA; 12)는 사용자에게 대한 암호용 인증서를 발급한 후 등록 서버(RA; 11)에게 전송한다(단계 S106). 이어서, 등록 서버(RA; 11)는 암호용 인증서를 사용자 A(10)에게 전송한다(단계 S107).

도1b는 종래 기술에 따른 PKI 기반의 상업용 키위탁 시스템으로서, 넷스케이프사가 개시하고 있는 키복구 과정의 일처리 흐름을 나타낸 도면이다. 도1b를 참조하면, 사용자 A(10)로부터 암호용 개인키에 대한 복구 요청(단계 S120)을 수신한 키관리 서버(KMA; 13)는 자신의 키복구 관련 정책에 적합한지를 검사한 후에 적합하다면 이에 대한 확인 메시지를 n 명의 키복구 서버(KRA; 14, 16)에 전송한다(단계 S121).

한편, 키복구 서버(KRA)들은 확인 메시지를 검사한 후 자신들의 식별 정보와 함께 패스워드 $PSWD_1, PSWD_2, \dots, PSWD_n$ 을 키관리 서버(KMA; 13)에 안전하게 전송한다(단계 S122). 이어서, 키관리 서버(KMA; 13)는 m 명의 키복구 서버(KRA)의 패

스위드를 이용하여 PIN을 재구성한 후에 자신의 저장용 개인키에 접근한다.

이 저장용 개인키를 이용하여 데이터베이스에 저장되어 있는 사용자의 암호용 개인키를 복구한다. 키관리 서버(KMA; 13)는 복구된 사용자의 암호용 개인키를 안전하게 사용자 A(10)에게 전송한다(단계 S123).

도2a는 종래 기술에 따른 PKI 기반의 상업용 키위탁 시스템으로서, 베리사인사가 개시하고 있는 키위탁 과정의 일처리 흐름을 나타낸 도면이다. 베리사인사가 개시하고 있는 PKI 기반의 상업용 키위탁 시스템 기술은 "Onsite Key Management Service Administrator's Guide", <http://www.verisign.com>에 상세히 기술되어 있다.

도2a를 참조하면, 베리사인사의 키위탁 시스템은 전술한 넷스케이프사의 기술과 달리 사용자 A(10)의 개인키 및 공개키 쌍을 키관리 서버(KMA; 13, 베리사인사에서는 'Key Manager'라 칭함)가 생성하는 것을 특징으로 하고 있다. 이를 상세히 살펴보면 다음과 같다. 사용자 A(10)가 등록 서버(RA; 11)에 암호용 인증서 발급을 요청하면(단계 S130), 등록 서버 (RA; 11)는 사용자 A(10)의 암호용 인증서 발급 요청을 키관리 서버(KMA; 13)에 전송한다(단계 S131).

한편, 인증서 발급 요청을 수신한 키관리 서버(KMA; 13)는 사용자 A(10)의 암호용 개인키/공개키 쌍과 함께, 3-DES키를 생성한다. 이어서, 키복구 레코드(KRR; Key Recovery Record)와 키복구 블록(KRB; Key Recovery Block)을 다음과 같이 생성한다. 즉, 키복구 레코드는 $KRR = E_K(PRI)$ 이고, 키복구 블록 (KRB)은

$KRB = E_{P_{KRA}}(K)$ 이다. 여기서, K는 3-DES 키이고, PRI는 사용자의 암호용 개인 키이고 P_{KRA} 는 키복구 서버(KRA; 14)의 공개키이다.

한편, 키관리 서버(KMA; 13)는 생성한 키복구 레코드와 키복구 블록을 사용자 개인 식별 정보와 함께 데이터베이스(17)에 저장한 후, 3-DES 키는 소거한다. 이어서, 키관리 서버(KMA; 13)는 인증 서버(CA; 12)에게 사용자의 인증서 발급을 요청하고(단계 S133), 인증 서버(CA; 12)는 사용자 암호용 인증서를 발급한 후 키관리 서버(KMA; 13)에 전송한다(단계 S134). 이어서, 키관리 서버(KMA; 13)는 암호용 개인키와 암호용 인증서를 사용자 A(10)에게 안전하게 전송한다. 그리고 난 후에 사용자 암호용 개인키를 소거한다.

도2b는 종래 기술에 따른 PKI 기반의 상업용 키위탁 시스템으로서, 베리사인사가 개시하고 있는 키복구 과정의 일처리 흐름을 나타낸 도면이다. 도2b를 참조하면, 사용자 A(10)가 키관리 서버(KMA; 13)에게 자신의 암호용 개인키 복구를 요청하는 경우(단계 S140), 키관리 서버(KMA; 13)는 데이터베이스(17) 검색을 통하여 사용자의 키복구 블록을 검색한다(단계 S141). 이러한 작업을 수행하기 위해서는 두 명의 키 관리 서버 운영자의 PIN이 필요하다.

검색된 키복구 블록과 키복구 요청서를 키복구 서버(KRA; 14)에 안전하게 전송한다. 키복구 서버(KRA; 14)는 키복구 요청서를 확인한 후, 자신의 개인키를 이용하여 키복구 블록으로부터 3-DES 키를 복호화한다. 한편, 복호화된 3-DES 키는 키관리 서버(13)에 안전하게 전송된다.

이어서, 키관리 서버(KMA; 13)는 키복구 서버(KRA; 14)로부터 수신한 3-DES 키를 이용하여 키복구 레코드로부터 사용자의 암호용 개인키 S_A 를 복구한 후 사용자에게 안전하게 전송한다(단계 S144).

도3a는 종래 기술에 따른 PKI 기반의 상업용 키위탁 시스템으로서, 인트러스트사가 개시하고 있는 키위탁 과정의 일처리 흐름을 나타낸 도면이다. 종래 기술에 따라 인트러스트사가 개시하고 있는 기술은 "Administering Entrust/PKI 5.0 on UNIX"에 상술되어 있다.

도3a를 참조하면, 사용자 A(10)는 등록 서버(RA; 11)에게 암호용 인증서 발급을 요청한다(단계 S150). 등록 서버(RA; 11)는 사용자 A(10)의 암호용 인증서 발급 요청을 인증 서버(CA; 12)에 전송한다(단계 S151). 한편, 인증서 발급 요청을 수신한 인증 서버(CA; 12)는 사용자 A(10)의 암호용 개인키 및 공개키 쌍을 생성한 후, 공개키에 대한 암호용 인증서를 생성한다.

사용자의 암호용 개인키/공개키 쌍과 인증서는 CAST-128 또는 3-DES 알고리즘으로 암호화되어 데이터베이스(17)에 저장된다(단계 S152). 한편, 인증 서버(12)는 등록 서버(11)를 통해(단계 S153), 개인키와 암호용 인증서를 안전하게 사용자 A(10)에게 전송한다(단계 S154).

도3b는 종래 기술에 따른 PKI 기반의 상업용 키위탁 시스템으로서, 인트러스트사가 개시하고 있는 키복구 과정의 일처리 흐름을 나타낸 도면이다. 도3b를 참조하면, 키위탁 시스템의 키복구를 위하여 사용자 A(10)가 등록 서버(RA; 11)에 자

신의 암호용 개인키의 복구를 요구하고(단계 S160), 등록 서버(RA; 11)는 사용자 A(10)의 암호용 개인키 복구 요청을 인증 서버(CA; 12)에게 전송한다(단계 S161).

이 때에, 인증 서버(CA; 12)는 데이터베이스(17)를 검색하여 암호화되어 저장되어 있는 사용자의 암호용 개인키를 복호화한다(단계 S162). 한편, 복구 과정 수행 시에 관련 운영자의 패스워드가 필요하며, 복구 과정에 참여하는 운영자의 수는 보안 정책에 따라 결정될 수 있도록 하고 있다. 이어서, 인증 서버(CA; 12)는 복호화된 사용자 암호용 개인키를 등록 서버(RA; 11)를 통해(단계 S163) 사용자 A(10)에게 전송한다(단계 S164).

이상에서, 대표적 종래 기술로서 넷스케이프사, 베리사인사 및 인트러스트사의 PKI 기반의 키위탁 기술을 상술하였다. 그런데, 전술한 베리사인사와 인트러스트사의 모델의 경우에는 사용자가 아닌 각각의 키관리 서버와 인증 서버가 사용자의 암호용 개인키를 생성하게 되므로, 키복구 과정이 아닌 키생성 과정에서부터 사용자의 암호용 개인키가 제3자에 노출되는 보안 문제점이 있다.

또한, 종래 기술로서 넷스케이프사 모델의 경우에도 위탁되는 개인키와 공개키의 대응성을 검사하기 위하여 키관리 서버의 전송용 키를 이용하여 사용자의 개인키가 암호화되어 전송되기 때문에, 키복구 과정이 아닌 키위탁 과정에서 키관리 서버에게 개인키가 노출되는 위험이 도사리고 있다.

더욱이, 넷스케이프사와 인트러스트사 모델의 경우 위탁된 사용자의 키는 그를 관리하는 서버의 관련 키(넷스케이프사의 경우는 키관리 서버의 저장용 키, 인트러스트사의 경우는 인증 서버의 CAST-128 또는 3-DES 키)로 암호화되어 데이터베

이스에 저장되므로 그 키를 별도로 안전하게 관리하여야 하는 부담과 함께, 이것이 일단 공개되면 데이터베이스에 저장된 사용자의 암호용 개인키는 노출되게 되는 문제점을 지니게 된다.

특히, 전술한 베리사인사 모델의 경우에, 키복구 서버는 키복구 블록으로부터 복호화한 3-DES 키를 키관리 서버에게 안전하게 전송하기 위하여 CRS (Certificate Request Syntax) 프로토콜을 이용하므로, 키관리 서버는 CRS 프로토콜을 위한 키를 별도로 안전하게 관리하여야 하는 부담이 있다.

또한, 전술한 넷스케이프사, 베리사인사 및 인트러스트사의 모델의 경우에, 주기적으로 데이터베이스를 백업함으로써 장애 허용성(fault tolerance)을 보장할 수 있으나, 단일 데이터베이스에 저장됨으로 인해 불순한 자료부터 해킹 등의 공격 목표가 되기 쉽다.

【발명이 이루고자 하는 기술적 과제】

따라서, 본 발명의 제1 목적은 기존의 PKI와 상호 연동이 되면서 실용적인 키위탁 시스템 기술을 제공하는데 있다.

본 발명의 제2 목적은 상업용 키위탁 시스템으로 활용되는 경우 활성화를 위하여 키 백업 기능 이외에 PKI-로밍 서비스와 같은 부가 서비스를 제공하는 키위탁 시스템을 제공하는데 있다. 여기서, PKI-로밍 서비스란 임의 클라이언트(client) 터미널에서도 패스워드(password)를 이용하여 비밀키를 내려받은(download) 다음, 그 정보를 이용하여 사용자가 PKI 기반 서비스를 이용하도록 하는 기술로서, 무선 인터넷과 같은 환경에서 사용자에게 이동성과 편리성을 제공하게 된다.

본 발명의 제3 목적은 상기 제2 목적에 부가하여, 합법적 접근권이 보장되는 PKI 기반의 키위탁 시스템 및 방법을 제공하는데 있다. 즉, 본 발명은 사용자 또는 법원 등의 키복구 요청이 없는 한 키관리 서버 및 키복구 서버가 사용자 암호용 개인키에 접근할 수 없는 키위탁 시스템 기술을 제공하는데 목적을 두고 있다.

본 발명의 제4 목적은 상기 제2 목적에 부가하여, 실용성 및 완전 순방향 비밀성을 보장하는 키위탁 시스템 기술을 제공하는데 있다. 상업용 키위탁 시스템 설계 시에 있어서, 키복구 서버 외에 이들을 관리하기 위한 별도의 중앙 관리 서버(예를 들어, 키관리 서버)를 두는 것이 실용적이 될 수 있다.

여기서, 본 발명의 제4 목적을 완전 순방향 비밀성을 제공하는데 둔다함은 중앙 관리 서버의 긴 주기의 개인키(long-term private key)가 노출된다고 하더라도 이것이 위탁된 사용자 키의 안전성에 영향을 미치지 않음을 의미하는 것으로서, 중앙 관리 서버인 키관리 서버는 위탁되는 사용자의 암호용 키 관련 정보가 집중되는 곳이므로 이러한 성질은 매우 중요하다.

본 발명의 제5 목적은 상기 제2 목적에 부가하여, 키관리 서버 및 키복구 서버가 키복구 과정에서 사용자의 암호용 개인키를 알아낼 수 없는, 즉 은닉성(blindness)이 제공되는 키위탁 시스템 기술 및 방법을 제공하는데 있다.

본 발명의 제6 목적은 상기 제2 목적에 부가하여, 저장되어 있는 사용자 위탁키에 대한 가용성이 증대되고, 키복구 정보 저장 장소의 장애 허용 기능이 제공되는 키위탁 시스템 기술을 제공하는데 있다.

본 발명의 제7 목적은 상기 제2 목적에 부가하여, 소프트웨어적으로 구현 가

능한 키위탁 시스템 기술을 제공하는데 있다. 정보 보안의 중요성이 증가하면서, 키위탁 시스템은 누구나 쉽게 사용할 수 있어야 하므로 합리적인 가격으로 제공되어야 하며 높은 품질과 성능을 갖는 것이 바람직하다. 성능이 좋은 고품질의 키위탁 시스템은 tampereproof(tamperproof)를 제공하는 하드웨어로 제작되어야 하지만, 본 발명은 경제성과 추후 전자상거래의 활용성 등을 고려하여 소프트웨어로 구현되는 것을 목적으로 한다.

본 발명의 제8 목적은 강제적 키위탁 시스템으로 활용되는 경우에도 사용자의 프라이버시가 최대한 보장되는 키위탁 시스템 기술을 제공하는데 있다.

본 발명의 제9 목적은 상기 제8 목적에 부가하여, 키복구 권한을 분산함으로써 키복구에 대한 사용자 신뢰성을 제고하고, 한 서버에 집중되어 공격 목표가 되는 것을 방지하는 키위탁 시스템 기술을 제공하는데 있다.

본 발명의 제10 목적은 상기 제8 목적에 부가하여 대량 감청을 방지할 수 있는 키위탁 시스템 기술을 제공하는데 있다.

【발명의 구성】

상기 목적을 달성하기 위하여, 본 발명은 PKI 기반의 키위탁 시스템의 키위탁 서비스를 이용하는 사용자가 자신의 암호용 개인키/공개키 쌍을 생성하는 단계; 상기 사용자가 자신의 패스워드를 사용하여 상기 개인키를 암호화하는 단계; 상기 사용자가 n개의 키복구 서버의 공개키를 이용하여 키복구 블럭을 생성하는 단계; 상기 사용자가 상기 키복구 블럭과 공개키를 등록 서버에 전송하는 단계; 상기 등록 서버가 상기 키복구 블럭과 공개키를 키관리 서버에게 전송하는 단계; 상기 키

관리 서버가 상기 수신된 키복구 블록을 (m, ℓ) -비밀 분산 알고리즘(단, $m < \ell$)을 사용하여 ℓ 개의 조각으로 분할한 후, 각각의 조각을 사용자의 개인 식별 정보와 함께 ℓ 개의 데이터베이스에 각각 나누어 저장하고, 상기 키복구 블록을 소거하는 단계; 상기 키관리 서버가 상기 등록 서버에게 암호용 인증서 발급 허가서를 전송하는 단계; 상기 등록 서버가 인증 서버에게 상기 암호용 인증서 발급 허가서를 제시하고 사용자의 암호용 공개키에 대한 암호용 인증서를 요청하는 단계; 상기 인증 서버가 암호용 인증서를 발급하고, 디렉토리 서버에 상기 사용자의 암호용 인증서를 공개하고 상기 등록 서버에게 전송하는 단계; 및 상기 등록 서버가 상기 암호용 인증서를 상기 사용자에게 전송하는 단계를 포함하는 PKI 기반의 키위탁 시스템의 키생성 및 위탁 방법을 제공한다.

이하에서는, 첨부 도면 도4 내지 도12를 참조하여 본 발명에 따른 키위탁 시스템의 양호한 실시예를 상세히 설명한다.

도4는 본 발명에 따른 키위탁 시스템의 제1 실시예를 나타낸 것으로서, RSA 기반의 상업용 키위탁 시스템의 키생성 및 키위탁 과정과 키복구 과정을 각각 도4a와 도4b에 나타내고 있다.

도4a를 참조하면, 본 발명의 제1 실시예에 따른 RSA 기반의 (n, n) 상업용 키위탁 시스템의 키생성 및 키위탁 과정이 도시되어 있다. 이하에서 사용되는 기호를 먼저 설명하면 다음과 같다. 본 발명에서 패스워드(PWD)는 PKI-로밍 서비스를 위한 사용자 A의 패스워드를 의미한다.

또한, VER은 PKI-로밍 서비스를 위하여 키관리 서버에 등록된 사용자 A의 패

스워드 확인자이다. 한편, KRB는 사용자 A에 대한 키복구 블럭을 나타낸다. 이하, 발명의 상세한 설명에서 (e_i, N_i) 는 제i번째 키복구 서버(KRA_i)의 암호용 RSA 공개키이다. 단, $N_1 < N_2 < \dots < N_i < \dots < N_n$ 이다. 한편, d_i 는 제i번째 키복구 서버(KRA_i)의 복호용 RSA 개인키이다.

사용자 A(10)는 자신의 암호용 개인키/공개키 쌍(PRI, PUB)을 생성하고, 사용자 A(10)는 KRB를 아래와 같이 생성하여 PUB과 함께 등록 서버(RA; 11)에 전송한다(단계 S201). 사용자 A(10)는 개인키 PRI를 자신의 패스워드 PWD로 암호화한다.

즉, $C = E_{PWD}(PRI)$ 를 계산한다. 이어서, 사용자는 자신이 원하는 키복구 기관의 공개키를 가지고 암호화를 하게 되며, KRB는 $KRB = (\dots((C^{e_1 \bmod N_1})^{e_2 \bmod N_2}) \dots)^{e_n \bmod N_n}$ 의 식으로부터 연산된다. 다시 도4a를 참조하면, 등록 서버(RA; 11)는 키관리 서버(KMA; 13)에게 KRB와 PUB을 전송한다(단계 S202).

한편, 키관리 서버(KMA; 13)는 KRB를 (m, ℓ) -비밀 분산 알고리즘(단, $m < \ell$)을 사용하여 ℓ 개로 조각낸 후, 각각의 조각 $KRB_1, KRB_2, \dots, KRB_\ell$ 을 사용자의 개인 식별 정보와 함께 ℓ 개의 데이터베이스 DB₁(21), DB₂(22), \dots , DB _{ℓ} (23)에 각각 나누어 저장한다.

이 때에, 저장이 완료되면, KRB는 소거된다. 이어서, 키관리 서버(KMA; 13)는 등록 서버(RA; 11)에게 암호용 인증서 발급 허가서를 전송하게 되며(단계 S203), 등록 서버(RA; 11)는 인증 서버(CA; 12)에게 키관리 서버(KMA; 13)의 암호

용 인증서 발급 허가서를 제시한 후, 사용자 A(10)의 암호용 공개키 PUB에 대한 암호용 인증서를 요청한다(단계 S204).

이에 인증 서버(CA; 12)는 암호용 인증서를 발급한 후, 디렉토리 서버(19)에 사용자 A(10)의 암호용 인증서를 공개하고(단계 S205), 등록 서버(RA; 11)에게 암호용 인증서를 전송한다(단계 S206). 이어서, 등록 서버(RA; 11)는 사용자 A(10)에 암호용 인증서를 전송한다(단계 S207).

도4b는 본 발명의 제1 실시예에 따른 RSA 기반의 (n,n) 상업용 키위탁 시스템의 키복구 과정을 나타낸 도면이다. 도4b를 참조하면, 사용자 A(10)는 키관리 서버(KMA; 13)에게 자신의 암호용 개인키 복구를 요청한다(단계 S210). 본 발명에 따른 키관리 서버(KMA; 13)는 사용자 A(10)를 확인한 후에 데이터베이스 검색을 통하여 A에 대한 ℓ 개의 키복구 블록 조각 중 m개의 키복구 블록 조각 $KRB_1, KRB_2, \dots, KRB_m$ 을 취합하고, (m, ℓ)-비밀 분산 알고리즘을 이용하여 KRB를 재구성한다.

본 발명에 따른 양호한 실시예로서, 키관리 서버(KMA; 13)는 다음 과정을 통하여 사용자 A(10)의 암호화된 개인키 $E_{PUB}(PRI)$ 를 복구한다. 즉, 키관리 서버(KMA; 13)는 은닉 인자(blind factor) r(단, $0 < r < N_1$)을 랜덤하게 선택한 후, KRB' 을 $KRB' = KRB \cdot (\dots((r^{e_1} \bmod N_1)^{e_2} \bmod N_2) \dots)^{e_m} \bmod N_n$ 의 식으로부터 계산하여, 암호용 개인키복구 요청서와 함께 제n번째 키복구 서버(KRA_n)에게 전송한다(단계 S211).

이어서, 제(n-1)번째 키복구 서버로부터 제1 키복구 서버까지 KRA_{n-1}, KRA_{n-2},

... , KRA_2 , KRA_1 (단계 S212부터 단계 S215까지)의 순서로 수신 메시지에 대해 자신의 개인키를 이용하여 복호화를 수행한다. 이를 다시 수식으로 표현하면 다음과 같다.

【수학식 1】

$$KRA_n : KRB'_{(n)} = (KRB')^{d_n} \bmod N_n$$

【수학식 2】

$$KRA_{n-1} : KRB'_{(n-1)} = (KRB'_{(n)})^{d_{n-1}} \bmod N_{n-1}$$

⋮

【수학식 3】

$$KRA_2 : KRB'_{(2)} = (KRB'_{(3)})^{d_2} \bmod N_2$$

【수학식 4】

$$KRA_1 : KRB'_{(1)} = (KRB'_{(2)})^{d_1} \bmod N_1 = E_{PWD}(PRI) \cdot r \bmod N_1$$

한편, 제1번째 키복구 서버(KRA_1 ; 14)는 $KRB'_{(1)}$ 을 계산하여 키관리 서버(KMA; 13)에게 다시 전송한다(단계 S216). 이어서, 키관리 서버(KMA; 13)는 $KRB'_{(1)}/r \bmod N_1$ 을 계산하여 $C (= E_{PWD}(PRI))$ 를 복구한다.

한편, 사용자 A(10)의 패스워드 확인자를 소지한 키관리 서버(KMA; 13)는 복구된 사용자 A(10)의 $E_{PWD}(PRI)$ 를 패스워드 기반 다운로드 프로토콜을 이용하여 안전하게 사용자 A(10)에게 전송한다(단계 S217).

도5는 본 발명에 따른 키위탁 시스템의 제2 실시예를 나타낸 것으로서, RSA 기반의 강제적 키위탁 시스템의 키생성 및 키위탁 과정을 나타낸 도면이다. 전술한 본 발명의 제1 실시예에 따른 상업용 키위탁 시스템의 경우에는 사용자의 입장에서 볼 때에 자신의 키가 복구되거나 또는 키가 복구되지 않는 것이 사용자에게 달려 있게 되므로, 위탁되는 사용자의 키복구 불력에 대한 정당성을 검증하는 절차가 불필요하다.

그러나, 상업용 키위탁 시스템이 아닌 대량 감청 방지 기능을 갖는 강제적 키위탁 시스템으로 활용되는 경우에는, 등록 서버가 위탁되는 사용자의 키복구 불력에 대해 정당성을 검증하는 과정이 필요하게 된다. 즉, 기업주 또는 국가의 입장에서 사용자의 키복구 불력이 정당성을 구비하고 있는지 여부를 검증하는 과정이 필요하면, 이에 대한 고려가 본 발명의 제2 실시예에 반영되어 있다.

그런데, 사용자의 키복구 불력에 대한 정당성 검증을 위해 사용자의 개인키가 키관리 서버에게 공개되는 것은 개인키 노출로 인하여 사용자의 프라이버시를 해하게 되고 나아가 안전성에 위협이 될 수 있으므로, 종래의 넷스케이프사의 방식과는 다른 새로운 기술이 본 발명의 제2 실시예에 의해 개시된다.

따라서, 본 발명의 제2 실시예는 컷앤쥬즈(cut-and-choose) 방식을 적용함으로써, 사용자의 키복구 불력에 대한 정당성을 검증하면서도 사용자 개인키가 노출되지 않는 방식을 제시하고 있다. 도5를 참조하면, 사용자 A(10)는 s개의 패스워드 PWD_j (단, $j = 1, \dots, s$)를 생성하고, 이에 대응하는 s개의 패스워드 확인자

VER_j(단, $j = 1, \dots, s$)를 키관리 서버(KMA; 13)에 등록한다(단계 S221).

사용자 A(10)는 s 개의 암호용 개인키/공개키 쌍(PRI_j, PUB_j)을 생성한다.

즉, 사용자 A(10)는 암호용 개인키 PRI₁, PRI₂, \dots , PRI_s와 공개키 쌍 PUB₁, PUB₂, \dots , PUB_s를 생성한다. 이어서, 사용자 A(10)는 개인키 PRI_j를 자신의 패스워드 PWD_j로 암호화한다(단, $j = 1, \dots, s$).

즉, $C_j = E_{PWD_j}(PRI_j)$ (단, $j = 1, \dots, s$)를 계산한다. 이 때에, 긴급 감청이 필요한 키위탁 시스템으로 활용하고자 하는 경우에는, 사용자가 KRB를 생성하는 단계에서 PWD를 이용한 암호화 과정을 수행하지 않는다. 또한, s 개의 키복구 블록(KRB_j)을 $KRB_j = (\dots((C_j^{e_1} \bmod N_1)^{e_2} \bmod N_2)\dots)^{e_n} \bmod N_n$ 의 식을 이용하여 생성하여, 공개키 PUB_j(단, $j = 1, \dots, s$)와 함께 등록 서버(RA; 11)에 전송한다(단계 S222).

s 개의 KRB_j를(단, $j = 1, \dots, s$)와 PUB_j(단, $j = 1, \dots, s$)를 수신한 등록 서버(RA; 11)는 난수 k 를 $1 \leq k \leq s$ 의 범위에서 선택하여 사용자에게 전송한다(단계 S223). 사용자 A(10)는 KRB_k를 제외한 $(s-1)$ 개의 나머지 KRB_j를 오픈(open)한다.

즉, PWD_j, PRI_j(단, $\forall j \neq k, 1 \leq k \leq s$)를 등록 서버(RA; 11)에 전송한다(단계 S224).

이 때에, 본 발명에 따른 양호한 실시예로서 s 의 크기에 따라 보안 강도를 조절하는 것이 가능하게 되며, 해쉬 함수를 이용하여 비대화형 방식으로 설계할 수

있다. 한편, 사용자 A(10)로부터 k값에 대응된 KRB_k 를 제외한 나머지 (s-1)개의 KRB_j 를 전송받은 등록 서버(RA; 11)는 PRI_j 와 PUB_j 의 대응성 및 KRB_j 의 정당성을 다음의 식을 사용하여 검사한다(단, $\forall j \neq k, 1 \leq k \leq s$).

【수학식 5】

$$KRB_j \stackrel{?}{=} (\dots((C_j^{e_1} \bmod N_1)^{e_2} \bmod N_2) \dots)^{e_s} \bmod N_s$$

(단, $\forall j \neq k, 1 \leq j \leq s$)

상기 단계에서 PRI_j 와 PUB_j 의 대응성 및 KRB_j (단, $\forall j \neq k, 1 \leq j \leq s$)의 정당성이 검증되면, $j = k$ 인 경우에 대해서도 대응성 및 정당성이 검증된 것으로 간주하고, 등록 서버(RA; 11)는 관리 서버(KMA; 13)에게 $KRB = KRB_k$ 와 $PUB = PUB_k$ 을 전송한다(단계 S225). 단계 S226 내지 단계 S230은 본 발명의 제1 실시예의 과정과 동일하다.

도6은 본 발명에 따른 키워탁 시스템의 제3 실시예를 나타낸 것으로서, RSA 기반의 강제적 키워탁 시스템의 키생성 및 키워탁 과정을 나타낸 도면이다. 본 발명의 제3 실시예는 보다 실용적이며, 섀도우(shadow) 공개키 공격에도 안전한, 강력한 강제적 키워탁 시스템을 설계하고자 하는 경우, 관리 서버(KMA; 13)가 사용자의 개인키/공개키 쌍을 생성한 후 패스워드 PWD로 암호화하여 사용자에게 전송하는 방식을 개시하고 있다.

도6을 참조하면, 사용자 A(10)는 등록 서버(RA; 11)에게 암호용 인증서 발급

을 요청한다(단계 S231). 등록 서버(RA; 11)는 키관리 서버(KMA; 13)에게 이를 다시 전송한다(단계 S232). 한편, 키관리 서버(KMA; 13)는 사용자 A(10)의 암호용 개인키/공개키 쌍(PRI, PUB)을 생성하고, 키복구 블록(KRB)을 아래와 같이 생성하여, 데이터베이스(21, 22, 23)에 분산 저장한다.

우선, 키관리 서버(13)는 사용자의 개인키(PRI)를 패스워드(PWD)로 암호화한다. 즉, $C = E_{PWD}(PRI)$ 를 계산한다. 그리고, PRI를 소거한다. 이 때에, 키관리 서버(KMA; 13)에는 사용자 A(10)의 PWD가 사전에 등록되어 있다고 가정한다. 이어서, KRB를 아래의 수학식 6을 이용하여 계산한다.

【수학식 6】

$$KRB = (\cdots((C^{e_1} \bmod N_1)^{e_2} \bmod N_2) \cdots)^{e_n} \bmod N_n$$

또한, 키관리 서버(KMA; 13)는 (m, ℓ) -비밀 분산 알고리즘 (단, $m < \ell$)을 사용하여 KRB를 ℓ 개의 조각으로 조각낸 후에, 각각의 조각 $KRB_1, KRB_2, \dots, KRB_\ell$ 을 사용자의 개인 식별 정보와 함께 ℓ 개의 데이터베이스 $DB_1(21), DB_2(22), \dots, DB_\ell(23)$ 에 각각 나누어 저장한다. 이 때에, 저장이 완료되면 KRB는 소거된다.

이어서, 본 발명에 따른 키관리 서버(KMA; 13)는 등록 서버(RA; 11)에게 '암호용 인증서 발급 허가서' 및 (C, PUB) 를 전송하고(단계 S233), 등록 서버(RA; 11)는 인증 서버(CA; 12)에게 키관리 서버(KMA; 13)로부터 전송된 '암호용 인증서 발급 허가서'를 제시하고 사용자 A(10)의 암호용 공개키 PUB에 대한 암호용 인증서를 요청한다(단계 S234).

이어서, 인증 서버(CA; 12)는 암호용 인증서를 발급한 후 디렉토리 서버(19)에 사용자 A(10)의 암호용 인증서를 공개하고(단계 S235), 등록 서버(RA; 11)에게 암호용 인증서를 전송한다(단계 S236). 마지막으로, 등록 서버(RA; 11)는 암호용 인증서와 C를 사용자 A(10)에게 전송한다(단계 S237).

본 발명의 제2 실시예에 따른 강제적 키위탁 시스템의 경우에는 도4b에 나타난 키복구 방식을 사용하여 위탁된 사용자 개인키를 복구할 수 있으며, 이 경우에는 키관리 서버가 사용자 패스워드에 대한 사전 공격(dictionary attack)을 통해 사용자의 암호용 개인키 PRI를 복구할 수 있다.

본 발명의 제3 실시예에 따른 강제적 키위탁 시스템 기술은 도4b에 나타난 키복구 방식을 사용하여 위탁키를 복구할 수 있으며, 이 경우에는 키관리 서버는 자신이 가지고 있던 사용자의 패스워드를 이용하여 사용자의 암호용 개인키 PRI를 복구한다.

이하에서는, 본 발명에 따른 키위탁 시스템과 종래 기술에서 언급한 3개 회사의 키위탁 시스템 기술을 비교하면서, 본 발명의 특징을 설명하기로 한다.

		넷스케이프 모델 (종래 기술)	베리사인 모델 (종래 기술)	인트러스트모델 (종래 기술)	제안 모델 (본 발명)
상 업 용	합법적 접근권 보장	X	X	X	0
	실용성 및 완전 순방향 비밀성	X	X	X	0
	은닉성	X	X	X	0
	키복구 정보 저 장 장소의 장애 허용성	△	△	△	0
	S/W로 구현가능	0	0	0	0
	부가서비스	-	PKI- 로밍서비스	PKI- 로밍서비스	PKI- 로밍서비스
강 제 적	키복구 권한의 분산	△	△	△ (보안 정책에 따름)	0
	대량 감청 방지	X	X	X	0

본 발명에서는 사용자의 암호용 개인키는 사용자만이 아는 패스워드로 암호
화되고, 이것은 다시 키복구 서버의 공개키로 재 암호화되어 전송되므로, 합법적

접근권이 보장된다.

더욱이, 본 발명의 제2 실시예로서 강제적 키위탁 시스템의 경우에서도, 위탁되는 사용자의 개인키에 대한 정당성을 검증하기 위하여 컷앤츄즈 기법이 사용되고, 검증 후 오픈되지 않은 키복구 블록만을 키관리 서버에 전송하므로 합법적 접근권을 보장한다.

그러나, 종래 기술인 베리사인사와 인트러스트사의 모델은 각각 키관리 서버와 인증 서버가 사용자의 암호용 개인키를 생성하므로, 키복구 과정이 아닌 키생성 과정에서 사용자의 암호용 개인키가 노출되는 위험이 있다. 또한, 종래 기술인 넷스케이프사의 모델의 경우에도 위탁되는 개인키와 공개키의 대응성을 검사하기 위해 데이터복구 관리자의 전송용 키로 사용자의 개인키가 암호화되어 전송되기 때문에 키복구 과정이 아닌 키위탁 과정에서 데이터 복구 관리자에게 개인키가 노출되게 된다.

또한, 실용성 및 완전 순방향 비밀성면에 있어서도 본 발명은 종래 기술에 비하여 우월한 특징적 요소를 갖추고 있다. 즉, 넷스케이프사와 인트러스트사 모델의 경우, 위탁된 사용자의 키는 그 키를 관리하는 서버의 관련키(넷스케이프사; 데이터 복구 관리자의 저장용 키, 인트러스트사; 인증 서버의 CAST-128 또는 3-DES 키)로 암호화되어 데이터베이스에 저장되므로 그 키를 별도로 안전하게 관리하여야 하며, 이것이 일단 공개되면 데이터베이스에 저장된 사용자의 암호용 개인키는 노출되게 된다.

또한, 베리사인사의 모델의 경우에도 키복구 서버는 키복구 블록으로부터 복

호화한 3-DES 키를 키관리 서버에게 안전하게 전송하기 위해 CRS 프로토콜을 이용하여야 한다. 따라서, 키관리 서버는 CRS 프로토콜을 위한 키를 별도로 안전하게 관리하여야 하며, 이를 노출시켜서는 아니 된다. 여기서, CRS 프로토콜은 전송되는 메시지에 대한 암호화와 서명을 수행한다.

반면에, 본 발명은 블라인드 디코딩(blind decoding)을 수행하여 키관리 서버가 별도의 암호용 공개키와 개인키를 관리할 필요가 없도록 함으로써 완전 순방향 비밀성 기능을 제공할 수 있다. 본 발명에 따른 키위탁 시스템의 경우, 사용자의 암호용 키는 사용자 자신만이 아는 패스워드로 암호화되어 있으므로, 사용자의 패스워드 확인자 만을 가지고 있는 키관리 서버는 키생성 과정 및 복구 과정에서 사용자의 암호용 개인키를 알아낼 수 없다. 또한, 블라인드 디코딩 기법을 사용하여 암호키 복구 과정에서 어떠한 키복구 서버도 사용자 키와 관련된 정보를 알아낼 수 없다.

또한, 본 발명에 따른 키위탁 시스템은 키복구 저장 장소의 장애 허용성을 보장한다. 즉, 종래 기술에 따른 넷스케이프사, 베리사인사 및 인트러스트사의 모델의 경우, 주기적으로 데이터베이스를 백업함으로써 장애 허용성을 보장하는 것으로 인식될 수도 있으나, 하나의 데이터베이스에 저장됨으로써 해킹 공격 목표가 집중될 수 있다.

반면에, 본원 발명에 따른 키위탁 시스템에서 키관리 서버는 사용자의 키복구 정보를 비밀 분산 알고리즘을 사용하여 여러 개의 데이터베이스에 분산해 저장하므로, 데이터베이스의 장애 허용 기능을 제공하고 공격 목표를 분산한다. 본 발

명에 따른 양호한 실시예로서, 프로액티브 씨큐어(proactive secure) 비밀 분산 알고리즘을 적용하여 안전성을 향상시킬 수 있다.

프로액티브 씨큐어 비밀 분산 알고리즘은 알.오스트로브스키 및 엠.영 저술의 "How to withstand mobile virus attacks"(1991년도 제10차 ACM 심포지움 프로시딩 제51쪽 내지 제61쪽)에 상술되어 있다.

또한, 본 발명은 종래 기술인 클리퍼와 달리 소프트웨어나 하드웨어 형태로 구현이 가능하므로 구현 형태에 대한 유연성을 제공한다. 종래 기술로서 클리퍼에 관한 기술은 1994년 미국 표준 연구소(NIST)에 의해 발간된 FIBS PUB(Federal Information Processing Standards Publication)의 "Escrow Encryption Standard (EES)"를 참조할 수 있다.

본 발명에 따른 키워드 시스템은 복구된 $C = E_{PWD}(PRI)$ 를 '패스워드 기반 다운로드 프로토콜'을 이용하여 안전하게 사용자에게 전송하도록 설계하였으므로, PKI-로밍 서비스가 가능하도록 확장할 수 있는 특징을 구비한다. 본 발명에 따른 강제적 키워드 시스템은 종래 기술과는 달리 암호키 복구 권한을 분산함으로써 키 복구에 대한 키복구 서버의 권한 남용을 방지할 수 있다.

이 때에, 본 발명에 따른 양호한 실시예로서 본원 발명의 출원인이 선출원한 대한민국 특허출원 제10-2000-0071859호에 개시되어 있는 'RSA 공개키 암호 고속화 방법'을 사용함으로써 암호키 복구 과정을 고속화할 수 있다. 또한, 본 발명에 따른 강제적 키워드 시스템의 제2 실시예의 경우에 키관리 서버는 사전 공격을 통해 사용자의 암호용 개인키를 알아낼 수 있으므로, 대량 감청을 방지할 수 있다.

일반적으로, 송신자와 수신자는 디피-헬만(Diffie-Hellman)의 키 교환 방식을 이용해서 자신들의 세션키를 협약한다. 그러나, 이 때 사용자의 긴 주기의 개인키가 일단 공개되면 그 사용자의 이후와 이전의 모든 통신은 노출되게 된다. 따라서, 키복구에서 문제가 되는 것은 감청 기한의 제한 문제이다.

따라서, 본 발명의 양호한 실시예로서, 에이.케이.렌스트라 등이 제안한 세션키 분배 방식을 적용함으로써, 특정 기간 동안만 사용자에게 대한 감청을 수행하도록 하는 방식이 적용될 수 있다. 참고로, 세션키 분배 기술에 대한 자료는 1995년 스프링거 베레그(Springer-Verlag) 출판사가 발간한 서적 "Advances in Cryptology-Crypto 95"의 제197쪽 내지 제207쪽에 실려있는 문헌 "A key escrow system with warrant bounds"에 개시되어 있다.

이하에서는, 본 발명의 또 다른 양호한 실시예로서 디피 헬만 기반의 키위탁 시스템 기술을 상술한다. 이하에서 사용되는 기호를 먼저 설명하면 다음과 같다. 본 발명에서 PWD는 PKI-로밍 서비스를 위한 사용자 A의 패스워드를 의미한다.

또한, VER은 PKI-로밍 서비스를 위하여 키관리 서버에 등록된 사용자 A의 패스워드 확인자이다. 한편, KRB는 사용자 A에 대한 키복구 블록을 나타내고, P는 소수로서 $P = qw + 1$ 을 만족하고, q는 큰 소수이며 w는 유연한(smooth) 합성수를 나타낸다. 또한, g는 그룹의 원시원소이고 g의 차수는 $\text{order}(g) = q$ 를 만족한다. 이하, 발명의 상세한 설명에서 (x_i, y_i) 는 제i번째 키복구 서버(KRA_i)의 암호용 비밀키/공개키 쌍을 나타내며, $y_i = g^{x_i} \bmod p$ 의 관계가 성립한다.

도7a는 본 발명에 따른 키위탁 시스템의 제4 실시예를 나타낸 것으로서, 디피-헬만 기반의 (n,n)-상업용 키위탁 시스템의 키생성 및 키위탁 과정을 나타낸 도면이다. 도7a를 참조하면, 사용자 A(10)는 자신의 암호용 개인키/공개키 쌍(PRI, PUB)을 생성하고, KRB를 아래와 같이 생성하여 PUB과 함께 등록 서버(RA; 11)에 전송한다(단계 S410).

먼저, 사용자 A(10)는 PRI를 자신의 PWD로 암호화한다. 즉, $C = E_{PWD}(PRI)$ 를 계산한다. 이어서, 난수 z 를 $0 < z < q$ 의 범위에서 선택한다. 또한, KRB를 아래의 수학식 7을 이용하여 생성한다.

【수학식 7】

$$KRB = (C_1, C_2) = (g^z \bmod P, C \cdot (y_1 \cdot y_2 \cdot \dots \cdot y_n)^z \bmod P)$$

한편, 등록 서버(RA; 11)는 키관리 서버(KMA; 13)에게 KRB와 PUB을 전송한다(단계 S411). 또한, 키관리 서버(KMA; 13)는 (m, ℓ)-비밀 분산 알고리즘(단, $m < \ell$)을 사용하여 KRB를 ℓ 개로 조각낸 후, 각각의 조각 $KRB_1, KRB_2, \dots, KRB_\ell$ 을 사용자의 개인 식별 정보와 함께 ℓ 개의 데이터베이스(DB₁(21), DB₂(22), ... DB_ℓ(23))에 각각 나누어 저장한다. 저장을 마친 후 KRB는 소거한다.

이어서, 키관리 서버(KMA; 13)는 등록 서버(RA; 11)에게 '암호용 인증서 발급 허가서'를 전송한다(단계 S412). 본 발명에 따른 등록 서버(RA; 11)는 인증 서버(CA; 12)에게 키관리 서버(KMA; 13)의 '암호용 인증서 발급 허가서'를 제시한 후, 사용자 A(10)의 암호용 공개키 PUB에 대한 암호용 인증서를 요청한다(단계

S413). 그 결과, 인증 서버(CA; 12)는 암호용 인증서를 발급한 후, 디렉토리 서버(19)에 사용자 A(10)의 암호용 인증서를 공개하고 등록 서버(RA; 11)에게 암호용 인증서를 전송한다(단계 S414). 마지막으로, 등록 서버(RA; 11)는 암호용 인증서를 사용자 A(10)에게 전송한다(단계 S415).

도7b는 본 발명에 따른 키위탁 시스템의 양호한 실시예를 나타내는 것으로서, 디피-헬만 기반의 (n,n) -상업적 키위탁 시스템의 키복구 과정을 나타낸 도면이다. 도7b를 참조하면, 사용자 A(10)는 키관리 서버(KMA; 13)에게 자신의 암호용 개인키의 복구를 요청한다(단계 S550). 본 발명에 따른 키관리 서버(KMA; 13)는 사용자 A(10)를 확인한 후, 데이터베이스(21, 22, 23) 검색을 통하여 사용자 A(10)에 대한 ℓ 개의 키복구 블록 조각 중 m 개의 키복구 블록 조각 $KRB_1, KRB_2, \dots, KRB_m$ 을 취합하고, (m, ℓ) -비밀 분산 알고리즘(단, $m < \ell$)을 이용하여 KRB를 재구성한다.

한편, 키관리 서버(KMA; 13)는 다음 과정을 통하여 사용자 A(10)의 $E_{PWD}(PRI)$ 를 복구한다. 우선, 키관리 서버(KMA; 13)는 은닉 인자(blind factor) $r(0 < r < P-1)$ 을 랜덤하게 선택한 후, C_1' 를 계산하여 '암호용 개인키 복구 요청서'와 함께 키복구 서버($KRA_1, KRA_2, \dots, KRA_n$)에게 각각 전송한다.

여기서, C_1' 은 $C_1' = C_1 r^{\text{mod } P}$ 의 관계가 성립한다. 또한, 각각의 KRA_i 는 $C_1''_{(i)} = (C_1')^x \text{ mod } P$ 를 계산하여 키관리 서버(KMA; 13)에게 전송한다(단, $i = 1,$

..., n). 이어서, 키관리 서버(KMA; 13)는 $C_2 / (C_1''_{(1)} \cdot C_1''_{(2)} \cdot \dots \cdot C_1''_{(n)})^{1/n} \bmod P$ 를 계산하여 $C = E_{P_{WD}}(PRI)$ 를 복구한다.

한편, 사용자 A(10)의 패스워드 확인자를 소지한 키관리 서버(KMA; 13)는 복구된 사용자 A(10)의 $C = E_{P_{WD}}(PRI)$ 를 '패스워드 기반 다운로드 프로토콜'을 이용하여 안전하게 사용자 A(10)에게 전송한다.

도8은 본 발명에 따른 키위탁 시스템의 제5 실시예를 나타낸 것으로서, 디피-헬만 기반의 (n,n)-강제적 키위탁 시스템의 키생성 및 키위탁 과정을 나타낸 도면이다. 본 발명에 따른 제5 실시예는 본 발명의 제4 실시예를 대량 감청 방지 기능을 구비한 강제적 키위탁 시스템으로 활용하고자 하는 경우, 등록 서버가 위탁되는 사용자의 키복구 블록에 대하여 정당성을 검증하는 과정을 구비하고 있음을 특징으로 한다.

도8을 참조하면, 본 발명의 제5 실시예에 따라 사용자 A(10)는 s개의 패스워드 PWD_j (단, $j = 1, \dots, s$)를 생성한 후, 이에 대응하는 s개의 패스워드 확인자 VER_j (단, $j = 1, \dots, s$)를 키관리 서버(KMA; 13)에 등록한다(단계 S510). 또한, 사용자 A(10)는 s개의 암호용 개인키/공개키 쌍(PRI_j, PUB_j)을 생성한다. 이어서, 사용자 A(10)는 s개의 KRB_j (단, $j = 1, \dots, s$)을 아래와 같이 생성하여 PUB_j (단, $j = 1, \dots, s$)와 함께 등록 서버(RA; 11)에 전송한다(단계 S511).

우선, 사용자 A(10)는 개인키 PRI_j 를 자신의 패스워드 PWD_j 로 암호화한다.

즉, $C_j = E_{PWI_j}(PRI_j)$ (단, $j = 1, \dots, s$)를 계산한다. 이 때에, 본 발명의 바람직한 실시예로서, 긴급 감청 기능이 필요한 키워드 시스템으로 활용하고자 하는 경우에는 사용자가 KRB를 생성하는 단계에서 패스워드 PWD를 이용한 암호화 과정을 수행하지 않을 수 있다.

이어서, s 개의 난수 $0 < z_j < q$ (단, $j = 1, \dots, s$)를 선택하고, KRB_j (단, $j = 1, \dots, s$)를 아래 수학적 식 8을 이용하여 산출한다.

【수학적 식 8】

$$KRB_j = (C_{1j}, C_{2j}) = (g^{z_j} \bmod P, C_j \cdot (y_1 \cdot y_2 \cdot \dots \cdot y_n)^{z_j} \bmod P)$$

한편, 등록 서버(RA; 11)는 $1 \leq k \leq s$ 범위에서 난수 k 를 선택하여 사용자에게 전송한다(단계 S512). 이 때에, 본 발명의 바람직한 실시예로서 s 의 크기를 변화시킴으로써 보안 강도의 조절을 가능하도록 할 수 있다.

다시 도8을 참조하면, 사용자 A(10)는 KRB_k 를 제외한 $(s-1)$ 개의 나머지 KRB_j 를 오픈(open)한다(단계 S513). 즉, PWD_j, PRI_j, z_j (단, $\forall j \neq k, 1 \leq j \leq s$)를 등록 서버(RA; 11)에게 전송한다. 한편, 등록 서버 (RA; 11)는 사용자 A(10)로부터 받은 정보를 이용하여 PRI_j 와 PUB_j 의 대응성 및 KRB_j 의 정당성을 검사한다. 본 발명의 또 다른 실시예로서, 개인키와 공개키의 대응성 및 키복구 블록의 정당성을 검사하는 과정은 해쉬 함수를 이용하여 비대화형 방식으로 설계할 수도 있다.

이어서, 등록 서버(RA; 11)는 키관리 서버(KMA; 13)에게 $KRB = KRB_k$ 와 $PUB =$

PUB_k를 전송한다(단계 S514). 이하, 단계 S515 내지 단계 S518은 본 발명의 제4 실시예의 과정과 동일하다. 한편, 보다 실용적이고 강력한(새도우 공개키 공격에 대해서도 안전한) 디피-헬만 기반의 (n,n)-강제적 키위탁 시스템을 구현하고자 하는 경우, 본 발명의 제6 실시예로서, 키관리 서버가 사용자의 개인키/공개키 쌍을 생성한 후 패스워드로 암호화하여 사용자에게 전송하는 방식을 사용할 수 있다.

도9는 본 발명의 제6 실시예를 나타낸 것으로서, 디피-헬만 기반의 (n,n)-강제적 키위탁 시스템의 키생성 및 키위탁 과정을 나타낸 도면이다. 사용자 A(10)는 등록 서버(RA; 11)에게 암호용 인증서 발급을 요청한다(단계 S630). 등록 서버(RA; 11)는 키관리 서버(KMA; 13)에게 이를 다시 전송한다(단계 S631). 한편, 키관리 서버(KMA; 13)는 사용자 A(10)의 암호용 개인키/공개키 쌍(PRI, PUB)을 생성하고, 키복구 블록(KRB)을 아래와 같이 생성하여 데이터베이스(21, 22, 23)에 분산 저장한다(단계 S632).

우선, 키관리 서버는 사용자의 PRI를 PWD로 암호화한다. 즉, $C = E_{PWD}(PRI)$ 을 계산한다. 이 때에, 키관리 서버(KMA; 13)에는 사용자 A(10)의 PWD가 사전에 등록되어 있다고 가정한다. 이어서, 난수 z 를 $0 < z < q$ 의 범위에서 선택한다. 또한, KRB를 아래의 수학적식 9를 이용하여 생성한다.

【수학적식 9】

$$KRB = (C_1, C_2) = (g^z \bmod P, C \cdot (y_1 \cdot y_2 \cdot \dots \cdot y_n)^z \bmod P)$$

이어서, 본 발명에 따른 키관리 서버(KMA; 13)는 (m,ℓ)-비밀 분산

알고리즘(단, $m < \ell$)을 사용하여 KRB를 ℓ 개로 조각낸 후, 각각의 조각 KRB_1 , KRB_2 , ..., KRB_ℓ 을 사용자의 개인 식별 정보와 함께 ℓ 개의 데이터베이스 (DB_1 , DB_2 , ..., DB_ℓ)에 각각 나누어 저장한다. 저장을 마친 후 KRB를 소거한다.

또한, 키관리 서버(KMA; 13)는 등록 서버(RA; 11)에게 '암호용 인증서 발급 허가서 및 (C, PUB)을 전송한다(단계 S633). 이어서, 등록 서버(RA; 11)는 인증 서버(CA; 12)에게 키관리 서버(KMA; 13)로부터 전송된 '암호용 인증서 발급 허가서'를 제시한 후, 사용자 A(10)의 PUB에 대한 암호용 인증서를 요청한다(단계 S634).

또한, 본 발명에 따른 인증 서버(CA; 12)는 암호용 인증서를 발급한 후, 디렉토리 서버에 사용자 A(10)의 암호용 인증서를 공개하고(단계 S635) 등록 서버(RA; 11)에게 암호용 인증서를 전송한다(단계 S636). 이어서, 등록 서버(RA; 11)는 암호용 인증서 및 C를 사용자 A(10)에게 전송한다(단계 S637).

본 발명의 제5 실시예에 따른 강제적 키위탁 시스템의 경우에는, 도7b에 나타난 키복구 방식을 사용하여 위탁키를 복구할 수 있으며, 이 경우에는 키관리 서버가 사용자 패스워드에 대한 사전 공격을 통해 사용자의 암호용 개인키 PRI를 복구할 수 있다.

본 발명의 제6 실시예에 따른 강제적 키위탁 시스템의 경우에는 도7b를 나타낸 키복구 방식을 사용하여 위탁키를 복구할 수 있으며, 이 경우에는 키관리 서버는 자신이 가지고 있던 사용자의 패스워드를 이용하여 사용자의 암호용 개인키를

복구할 수 있다.

이하에서는, 본 발명에 따른 키위탁 시스템의 또 다른 바람직한 실시예로서, 디피-헬만 기반의 (t,n) -키위탁 시스템 기술을 상술한다. 단, $t < n$ 이다. 본 발명에 따른 디피-헬만 기반의 (t,n) -키위탁 시스템은 n 개의 키복구 서버 중 t 개만이 키복구에 참여해도 키복구가 가능함을 특징으로 한다.

이하에서 사용되는 용어를 먼저 설명하면 다음과 같다. 본 발명에서 PWD는 PKI-로밍 서비스를 위한 사용자의 패스워드를 의미한다. 또한, VER은 PKI-로밍 서비스를 위하여 키관리 서버에 등록된 사용자의 패스워드 확인자를 나타낸다.

또한, KRB는 사용자 A에 대한 키복구 블록을 의미하고, P 는 소수로서, $P = qw + 1$ 을 만족하고, q 는 큰 소수이며 w 는 유연한 합성수이다. 또한, g 는 그룹의 원시원소이고, $\text{order}(g) = q$ 를 만족한다. 또한, x_i 는 제 i 번째 키복구 서버 KRA_i 의 개인키로서 $1 \leq i \leq n$ 이다.

이하에서, y 는 키복구 서버들의 그룹 공개키로서 아래와 같이 생성된다. 즉, 각각의 KRA_i (단, $1 \leq i \leq n$)는 난수 $r_i \in_R Z_q$ 를 선택한 후, $y_i = g^{r_i} \bmod P$ 를 계산하여 공개한다. 이어서, 각각의 KRA_i 는 $f_i(0) = r_i$ 인 $t-1$ 차의 다항식 f_i 를 Z_q 상에서 랜덤하게 선택한다. 즉, $f_i(x) = r_i + a_{i,1} \cdot x + a_{i,2} \cdot x^2 + \dots + a_{i,t-1} \cdot x^{t-1} \bmod q$ (단, $a_{i,1}, a_{i,2}, \dots, a_{i,t-1} \in_R Z_q$)을 랜덤하게 선택한다.

KRA_i 는 $f_i(j) \bmod q$ (단, $\forall j \neq i, 1 \leq j \leq n$)을 계산하여 KRA_j 에게 비밀

리에 전송한다. 또한, $g^{a_{i,1}} \bmod P, g^{a_{i,2}} \bmod P, \dots, g^{a_{i,n}} \bmod P$ 를 계산하여 공개한다.

또한, 각각의 KRA_i 는 전송받은 $f_j(i)$ (단, $\forall j \neq i, 1 \leq j \leq n$)를 이용하여 다음 식으로 그 정당성을 검증할 수 있다.

$$g^{f(i)} \stackrel{?}{=} y_j \cdot (g^{a_{i,1}})^{f_j^1} \cdot \dots \cdot (g^{a_{i,n}})^{f_j^n} \bmod P \text{ (단, } \forall j \neq i, 1 \leq j \leq n)$$

한편, $H \stackrel{\text{def}}{=} \{KRA_i \mid KRA_i \text{는 전술한 단계를 통과한 모든 정직한 키복구 서버}\}$ 이라 하면, 이제 각 KRA_i 는 자신의 개인키 $x_i = \sum_{j \in H} f_j(i)$ 를 계산하여 비밀리에 보관한다. 키복구 서버들은 자신들의 그룹 공개키 y 를 다음과 같이 계산하여 공개할 수 있다. 즉, 본 발명의 양호한 실시예로서, $y = \prod_{j \in H} y_j$ 의 식을 사용할 수 있다.

앞에서 전술한 것과 같이 패터슨이 1991년 스프링거 배래그 출판사가 발견한 "Advances in Cryptology-Eurocrypt '91"의 제522쪽 내지 제526쪽에 실려있는 문헌 "A threshold cryptosystem without a trusted party"에 개시된 방식으로 생성되는 그룹 공개키는 균일하게 분포되지 않는다는 문제점이 Gennaro, Janecki, Krawczyk, Rabin에 의해 지적되었으나, 본 발명에서는 실용적인 측면을 우선적으로 고려하므로 패터슨 스킴을 이용하였다.

도10은 본 발명에 따른 키위탁 시스템의 제7 실시예를 나타낸 것으로서, 디피-헬만 기반의 (t,n) -상업용 키위탁 시스템의 키생성 및 키위탁 과정과 키복구 과정을 각각 도10a와 도10b에 나타내고 있다. 이하에서는, 도10a 및 도10b를 참조하

여 본 발명의 제7 실시예에 따라 키위탁 과정과 생성·위탁된 키를 복구하는 방법을 상세히 설명한다.

도10a를 참조하면, 사용자 A(10)는 자신의 암호용 개인키/공개키 쌍(PRI, PUB)을 생성하고, 키복구 블록(KRB)을 아래와 같이 생성하여 공개키 PUB과 함께 등록 서버(RA; 11)에 전송한다(단계 S710).

먼저, 사용자 A(10)는 PRI를 자신의 PWD로 암호화한다. 즉, $C = E_{PWD}(PRI)$ 를 계산한다. 이어서, 난수 z 를 $0 < z < q$ 의 범위에서 선택한다. 또한, 키복구 블록(KRB)을 아래의 수학식 10을 이용하여 생성한다.

【수학식 10】

$$KRB = (C_1, C_2) = (g^z \bmod P, C \cdot y^z \bmod P)$$

한편, 등록 서버(RA; 11)는 키관리 서버(KMA; 13)에게 KRB와 PUB을 전송한다(단계 S711). 또한, 키관리 서버(KMA; 13)는 (m, ℓ) -비밀 분산 알고리즘(단, $m < \ell$)을 사용하여 KRB를 ℓ 개로 조각낸 후, 각각의 조각 $KRB_1, KRB_2, \dots, KRB_\ell$ 을 사용자의 개인 식별 정보와 함께 ℓ 개의 데이터베이스($DB_1(21), DB_2(22), \dots, DB_\ell(23)$)에 각각 나누어 저장한다. 저장을 마친 후 KRB를 소거한다.

이어서, 키관리 서버(KMA; 13)는 등록 서버(RA; 11)에게 '암호용 인증서 발급 허가서'를 전송한다(단계 S712). 본 발명에 따른 등록 서버(RA; 11)는 인증 서버(CA; 12)에게 키관리 서버(KMA; 13)로부터 전송받은 '암호용 인증서 발급 허가서'를 제시한 후, 사용자 A(10)의 암호용 공개키 PUB에 대한 암호용 인증서를 요청

한다(단계 S713). 그 결과, 인증 서버(CA; 12)는 암호용 인증서를 발급한 후, 디렉토리 서버(19)에 사용자 A(10)의 암호용 인증서를 공개하고 등록 서버(RA; 11)에 암호용 인증서를 전송한다(단계 S714). 마지막으로, 등록 서버(RA; 11)는 암호용 인증서를 사용자 A(10)에게 전송한다(단계 S715).

도10b를 참조하여 본 발명의 제7 실시예에 따라 위탁된 키를 복구하는 방법을 설명하면 아래와 같다. 우선, 사용자 A(10)가 키관리 서버(KMA; 13)에 자신의 암호용 개인키의 복구를 요청하게 되면(단계 S850), 키관리 서버(KMA; 13)는 사용자 A(10)를 확인한 후, 데이터베이스 검색을 통하여 사용자 A(10)에 대한 ℓ 개의 키복구 블럭 조각 중 m 개의 키복구 블럭 조각 $KRB_1, KRB_2, \dots, KRB_m$ 을 취합하고, (m, ℓ) -비밀 분산 알고리즘(단, $m < \ell$)을 이용하여 KRB를 재구성한다.

이어서, n 개의 키복구 서버 중에서 t 개 이상만 동의한다면, 키관리 서버(KMA; 13)는 다음의 과정을 통하여 사용자 A(10)의 $E_{PWD}(PR)$ 를 복구할 수 있다. 우선, 키관리 서버(KMA; 13)는 은닉 인자 $r(0 < r < P-1)$ 을 랜덤하게 선택한 후, C_1' 를 계산하여 '암호용 개인키 복구 요청서'와 함께 $KRA_1, KRA_2, \dots, KRA_n$ 에게 각각 전송한다. 즉, $C_1' = C_1^r \bmod P$ 의 관계식이 성립한다.

그리고, t 개의 키복구 서버 KRA_i 는 각각 $C_1''_{(i)} = (C_1')^x \bmod P$ 를 계산하여 $(C_1''_{(i)}, r)$ 를 키관리 서버(KMA; 13)에게 전송한다. 또한, 키관리 서버(KMA; 13)는 t 개의 키복구 서버로부터 t 개의 $(C_1''_{(i)}, r)$ 쌍을 수신한 후, 이로부터

$C = C_2 / \prod_i (c_1''_{(i)})^{r^1 \cdot \prod_{j \neq i} (j-i)} \bmod P$ 를 계산하여 $C = E_{P_{WD}}(PR)$ 를 복구한다.

마지막으로, 사용자 A(10)의 패스워드 확인자를 소지한 키관리 서버(KMA; 13)는 복구된 사용자 A(10)의 $C = E_{P_{WD}}(PR)$ 를 '패스워드 기반 다운로드 프로토콜'을 이용하여 안전하게 사용자 A(10)에게 전송한다.

본 발명에 따른 디피-헬만 기반의 (t,n)-상업용 키위탁 시스템을 대량 감청 방지 기능을 갖는 강제적 키위탁 시스템으로 활용하고자 하는 경우, 등록 서버가 위탁되는 사용자의 키복구 블럭에 대해 정당성을 검증하는 과정이 필요하며, 전술한 제2 실시예에서와 같이 컷앤췌즈 기법을 사용할 수 있다.

이어서 설명하는 본 발명의 제8 실시예는 컷앤췌즈 기법이 적용된 디피-헬만 기반의 (t,n)-강제적 키위탁 시스템을 개시한다.

도11은 본 발명의 제8 실시예를 나타낸 것으로, 디피-헬만 기반의 (t,n)-강제적 키위탁 시스템의 키생성 및 키위탁 과정을 나타낸 도면이다. 도11의 구성을 살펴 보면, 도8에 나타낸 제5 실시예의 시스템 구성과 동일하게 보이지만 키복구 블럭(KRB)의 구성 부분이 서로 상이함을 인식하여야 한다(도면 상에는 도시되지 않음).

도11을 참조하면, 본 발명의 제8 실시예에 따라 사용자 A(10)는 s개의 패스워드 PWD_j (단, $j = 1, \dots, s$)를 생성한 후, 이에 대응하는 s개의 패스워드 확인자 VER_j (단, $j = 1, \dots, s$)를 키관리 서버(KMA; 13)에 등록한다(단계 S910). 또한, 사

용자 A(10)는 s개의 암호용 개인키/공개키 쌍(PRI_j , PUB_j)을 생성한다. 이어서, 사용자 A(10)는 s개의 KRB_j (단, $j = 1, \dots, s$)을 아래와 같이 생성하여 PUB_j (단, $j = 1, \dots, s$)와 함께 등록 서버 (RA; 11)에 전송한다(단계 S911).

우선, 사용자 A(10)는 개인키 PRI_j 를 자신의 패스워드 PWD_j 로 암호화한다.

즉, $C_j = E_{PWD_j}(PRI_j)$ (단, $j = 1, \dots, s$)를 계산한다. 이 때에, 본 발명의 바람직한 실시예로서, 긴급 감청 기능이 필요한 키워탁 시스템으로 활용하고자 하는 경우에는 사용자가 키복구 블럭을 생성하는 단계에서 패스워드를 이용한 암호화 과정을 수행하지 않을 수 있다.

이어서, s개의 난수 $0 < z_j < q$ (단, $j = 1, \dots, s$)를 선택하고, KRB_j (단, $j = 1, \dots, s$)를 아래 수학적 식 11을 이용하여 산출한다.

【수학적 식 11】

$$KRB_j = (C_{1j}, C_{2j}) = (g^{z_j} \bmod P, C \cdot y^{z_j} \bmod P)$$

한편, 등록 서버(RA; 11)는 난수 k를 $1 \leq k \leq s$ 의 범위에서 선택하여 사용자에게 k를 전송한다(단계 S912). 이 때에, 본 발명의 바람직한 실시예로서 s의 크기를 변화시킴으로써 보안 강도의 조절을 가능하도록 할 수 있다.

다시 도11을 참조하면, 사용자 A(10)는 KRB_k 를 제외한 (s-1)개의 나머지 KRB_j 를 오픈한다(단계 S913). 즉, PWD_j , PRI_j , z_j (단, $\forall j \neq k, 1 \leq j \leq s$)를 등록 서버(RA; 11)에게 전송한다. 한편, 등록 서버 (RA; 11)는 사용자 A(10)로부터 받

은 정보를 이용하여 PRI_j 와 PUB_j 의 대응성 및 KRB_j 의 정당성이 검증되면 $j = k$ 인 경우에 대해서도 대응성 및 정당성이 검증된 것으로 간주한다. 본 발명의 또 다른 실시예로서, 개인키와 공개키의 대응성 및 키복구 블록의 정당성을 검사하는 과정은 해쉬 함수를 이용하여 비대화형 방식으로 설계할 수도 있다.

이어서, 등록 서버(RA; 11)는 키관리 서버(KMA; 13)에게 $KRB = KRB_k$ 와 $PUB = PUB_k$ 를 전송한다(단계 S914). 이하, 단계 S915 내지 단계 S919는 본 발명의 제4 실시예의 과정과 동일하다.

또 다른 양호한 실시예로서, 본 발명에 따른 디피-헬만 기반의 (t, n) -상업용 키위탁 시스템을 보다 실용적이며 강력한(Shadow 공개키 공격에도 안전한) 강제적 키위탁 시스템을 설계하고자 할 경우, 키관리 서버가 사용자의 개인키/공개키 쌍을 생성한 후, 패스워드로 암호화하여 사용자에게 전송하도록 할 수 있다.

즉, 도12는 본 발명의 제9 실시예를 나타낸 것으로, 디피-헬만 기반의 (t, n) -강제적 키위탁 시스템의 키생성 및 키위탁 과정을 나타낸 도면이다.

도12의 구성을 살펴 보면, 도9에 나타낸 제6 실시예의 시스템 구성과 동일하게 보이지만 키복구 블록(KRB)의 구성 부분이 서로 상이함을 인식하여야 한다(도면 상에는 도시 되지 않음).

사용자 A(10)은 등록 서버(RA; 11)에게 암호용 인증서 발급을 요청한다(단계 S1210). 등록 서버(RA; 11)는 키관리 서버(KMA; 13)에게 이를 다시 전송한다(단계 S1211). 한편, 키관리 서버(KMA; 13)는 사용자 A(10)의 암호용 개인키/공개키

쌍(PRI, PUB)을 생성하고 키복구 블록(KRB)을 아래와 같이 생성하여 데이터베이스 ($DB_1(21), DB_2(22), \dots, DB_\ell(23)$)에 분산 저장한다.

우선, 키관리 서버(KMA; 13)는 사용자 A(10)의 PRI를 사용자 A(10)의 패스워드(PWD)로 암호화 한다. 즉, $C = E_{PWD}(PRI)$ 를 계산한다. 이 때에 키관리 서버(KMA; 13)에는 사용자 A(10)의 PWD가 사전에 등록되어 있다고 가정한다. 이어서, 키관리 서버(KMA; 13)는 $0 < z < q$ 의 범위에서 난수 z 를 선택하여 KRB를 산출한다. 즉, KRB는 $KRB = (C_1, C_2) = (g^z \bmod P, C \cdot y^z \bmod P)$ 의 계산식으로부터 산출된다.

이어서, 본 발명에 따른 키관리 서버(KMA; 13)는 (m, ℓ) -비밀 분산 알고리즘(단, $m < \ell$)을 사용하여 KRB를 ℓ 개로 조각낸 후, 각각의 조각 $KRB_1, KRB_2, \dots, KRB_\ell$ 을 사용자의 개인 식별 정보와 함께 ℓ 개의 데이터베이스 ($DB_1, DB_2, \dots, DB_\ell$)에 각각 나누어 저장한다. 저장을 마친 후 KRB를 소거한다.

또한, 키관리 서버(KMA; 13)는 등록 서버(RA; 11)에게 '암호용 인증서 발급 허가서 및 (C, PUB)을 전송한다(단계 S1212). 이어서, 등록 서버(RA; 11)는 인증 서버(CA; 12)에게 키관리 서버(KMA; 13)의 '암호용 인증서 발급 허가서'를 제시한 후, 사용자 A(10)의 PUB에 대한 암호용 인증서를 요청한다(단계 S1213).

또한, 본 발명에 따른 인증 서버(CA; 12)는 암호용 인증서를 발급한 후, 디렉토리 서버에 사용자 A(10)의 암호용 인증서를 공개하고 등록 서버(RA; 11)에게

암호용 인증서를 전송한다(단계 S1214). 이어서, 등록 서버(RA; 11)는 암호용 인증서 및 C를 사용자 A(10)에게 전송한다(단계 S1215).

본 발명의 제8 실시예에 따른 강제적 키워탁 시스템의 경우에는 도10b에 나타난 키복구 방식을 이용하여 사용자의 개인키 PRI를 복구할 수 있으며, 이 때에 키관리 서버가 사용자 패스워드에 대한 사전 공격을 통해 사용자의 암호용 개인키 PRI를 복구할 수 있다.

본 발명의 제9 실시예에 따른 강제적 키워탁 시스템의 경우에는 도10b에 나타난 키복구 방식을 이용하여 사용자의 개인키 PRI를 복구할 수 있으며, 이 때에 키관리 서버는 자신이 가지고 있던 사용자의 패스워드를 이용하여 사용자의 암호용 개인키를 복구할 수 있다.

전술한 내용은 후술할 발명의 특허 청구 범위를 보다 잘 이해할 수 있도록 본 발명의 특징과 기술적 장점을 다소 폭넓게 개설했다. 본 발명의 특허 청구 범위를 구성하는 추가적인 특징과 장점들이 이하에서 상술될 것이다. 개시된 본 발명의 개념과 특정 실시예는 본 발명과 유사 목적을 수행하기 위한 다른 구조의 설계나 수정의 기본으로서 즉시 사용될 수 있음이 당해 기술 분야의 숙련된 사람들에게 의해 인식되어야 한다.

또한, 본 발명에서 개시된 발명 개념과 실시예가 본 발명의 동일 목적을 수행하기 위하여 다른 구조로 수정하거나 설계하기 위한 기초로서 당해 기술 분야의 숙련된 사람들에게 의해 사용되어질 수 있을 것이다. 또한, 당해 기술 분야의 숙련된 사람에 의한 그와 같은 수정 또는 변경된 등가 구조는 특허 청구 범위에서 기술

한 발명의 사상이나 범위를 벗어나지 않는 한도 내에서 다양한 변화, 치환 및 변경이 가능하다.

【발명의 효과】

이상에서 설명한 바와 같이, 본 발명은 PKI와 상호 연동되면서도 사용자와 정부의 요구 사항을 함께 충족시키는 실용적인 키위탁 시스템을 제공한다. 본 발명에 따른 키위탁 시스템은 PKI-로밍 시스템에 활용될 수 있으며, 키관리 서버에 완전 순방향 비밀성 개념을 부여함으로써 안정성을 증대하는 효과가 있다.

또한, 본 발명에 따른 키위탁 시스템은 강제적 시스템으로 활용될 경우에도 사용자의 프라이버시를 최대한 보장하는 효과가 있다.

【특허청구범위】

【청구항 1】

(a) PKI 기반의 키위탁 시스템의 키위탁 서비스를 이용하고자 하는 사용자가 자신의 패스워드를 생성한 후, 이에 대응되는 패스워드 확인자를 키관리 서버에 등록하는 단계;

(b) 상기 사용자가 자신의 암호용 개인키와 공개키 쌍을 생성하는 단계;

(c) 상기 사용자가 상기 패스워드를 이용하여 상기 개인키를 암호화하는 단계(즉, $C = E_{PWD}(PRI)$)를 수행하는 단계 단, PWD; 패스워드, PRI; 개인키);

(d) 상기 사용자가 키복구 서버의 암호용 공개키를 이용하여 C를 암호화함으로써 키복구 블록을 생성하는 단계;

(e) 상기 키복구 블록과 상기 공개키가 키관리 서버에게 전송되는 단계; 및

(f) 상기 키관리 서버가 키복구 블록을 저장하거나, 또는 상기 키복구 블록을 여러 조각으로 분할한 후, 분할된 키복구 블록 조각을 분산 저장하는 단계를 포함하는 키위탁 시스템의 키생성 및 위탁 방법.

【청구항 2】

(a) PKI 기반의 키위탁 시스템의 키위탁 서비스를 이용하고자 하는 사용자가 자신의 패스워드를 생성한 후, 이에 대응되는 패스워드 확인자를 키관리 서버에 등록하는 단계;

(b) 상기 사용자가 자신의 암호용 개인키와 공개키 쌍을 생성하는 단계;

(c) 상기 사용자가 패스워드를 이용하여 상기 개인키를 암호화하는 단계 (

즉, $C = E_{P_{WD}}(P_{RI})$ 를 수행하는 단계 단, PWD; 패스워드, PRI; 개인키);

(d) 상기 사용자가 키복구 서버의 암호용 공개키를 이용하여 C를 암호화함으로써 키복구 블록을 생성하는 단계;

(e) 상기 키복구 블록의 정당성을 확인하는 단계;

(f) 정당성이 확인된 키복구 블록과 개인키와의 대응성이 확인된 공개키가 키관리 서버에게 전송되는 단계; 및

(g) 상기 키관리 서버가 키복구 블록을 저장하거나, 또는 키복구 블록을 여러 조각으로 분할한 후, 분할된 키복구 블록 조각을 분산 저장하는 단계

를 포함하는 키위탁 시스템의 키생성 및 위탁 방법.

【청구항 3】

제2항에 있어서, 상기 키생성 및 위탁 방법은 단계 (c)를 생략하고 단계 (d)에서 사용자가 키복구 서버의 암호용 공개키를 이용하여 사용자의 공개키를 암호화함으로써 키복구 블록을 생성하는 것을 특징으로 하는 키위탁 시스템의 키생성 및 위탁 방법.

【청구항 4】

(a) PKI 기반의 키위탁 시스템의 키위탁 서비스를 이용하고자 하는 사용자가 자신의 패스워드를 키관리 서버에 등록하는 단계;

(b) 키관리 서버가 상기 사용자의 암호용 개인키와 공개키 쌍을 생성하는 단계;

(c) 상기 키관리 서버가 상기 사용자의 등록된 패스워드를 이용하여 상기 사

용자의 개인키를 암호화하는 단계(즉, $C = E_{PWD}(PRI)$ 를 수행하는 단계 단, PWD; 패스워드, PRI; 개인키);

(d) 상기 키관리 서버가 키복구 서버의 암호용 공개키를 이용하여 C를 암호화함으로써 키복구 블록을 생성하는 단계;

(e) 상기 키관리 서버가 키복구 블록을 저장하거나, 또는 상기 키복구 블록을 여러 조각으로 분할한 후, 분할된 키복구 블록 조각을 분산 저장하는 단계

를 포함하는 키위탁 시스템의 키생성 및 위탁 방법.

【청구항 5】

(a) 키관리 서버가 키복구 요청 메시지를 수신한 후, 위탁된 복구 대상자의 키복구 블록을 재구성하는 단계;

(b) 상기 키관리 서버가 복수의 키복구 서버 중 어떤 키복구 서버도 키복구 블록을 볼 수 없도록 하기 위해 자신만이 알고 있는 은닉 인자를 이용하여 키복구 블록을 은닉하는 단계;

(c) 상기 키관리 서버가 은닉된 키복구 블록을 암호용 개인키 복구 요청서와 함께 복수의 키복구 서버들에게 전송하는 단계;

(d) 상기 복수의 키복구 서버들이 수신한 메시지에 대해 자신의 개인키를 이용하여 복호화를 수행하는 단계;

(e) 상기 키복구 서버들이 복호화된 메시지를 키관리 서버에게 전송하는 단계;

(f) 상기 키관리 서버가 키복구 서버들로부터 수신한 메시지와 자신만이 알

고 있는 은닉 인자를 이용하여 암호화된 사용자의 개인키 C를 복구하는 단계를 포함하는 키위탁 시스템의 키복구 방법.

【청구항 6】

제5항에 있어서, 상기 단계 (a)의 키복구 요청은 사용자의 요청 또는 법원으로부터의 요청을 포함하는 키위탁 시스템의 키복구 방법.

【청구항 7】

제5항에 있어서, 상기 단계 (a)의 키복구 블록 재구성 단계는 복수의 키복구 블록 조각 중 일부만으로 키복구 블록을 재구성하는 것을 포함하는 키위탁 시스템의 키복구 방법.

【청구항 8】

제5항에 있어서, 상기 단계 (f)의 암호화된 사용자의 개인키 복구 단계는 상기 키관리 서버가 복수의 키복구 서버 중 일부 키복구 서버로부터의 메시지만으로도 상기 암호화된 사용자의 개인키 C를 복구하는 것을 포함하는 키위탁 시스템의 키복구 방법.

【청구항 9】

제5항에 있어서, 키복구 요청자의 패스워드 확인자를 소지한 상기 키관리 서버가 복구한 암호화된 개인키 C를 패스워드 기반 다운로드 프로토콜을 이용하여 키복구 요청자에게 전송하는 단계를 포함하는 키위탁 시스템의 키복구 방법.

【청구항 10】

제5항에 있어서, 키관리 서버 또는 신뢰 객체가 패스워드에 대한 사전 공격

을 통해 C로부터 사용자의 암호용 개인키를 복구하는 단계를 포함하는 키위탁 시스템의 키복구 방법.

【청구항 11】

제5항에 있어서, 키관리 서버 또는 신뢰 객체가 등록되어 있는 사용자의 패스워드를 이용하여 사용자의 암호용 개인키를 복구하는 단계를 포함하는 키위탁 시스템의 키복구 방법.

【청구항 12】

PKI 기반의 키위탁 시스템의 서비스를 이용하고자, 패스워드를 생성한 후, 그에 대응되는 패스워드 확인자를 키관리 서버에 등록하고 자신의 암호용 개인키와 공개키 쌍을 생성한 후, 상기 패스워드를 이용하여 상기 개인키를 암호화한 $C(=E_{P_{WD}}(PRI))$ 단, PWD; 패스워드, PRI; 개인키)를 생성하고 키복구 서버들의 암호용 공개키를 이용하여 C를 암호화함으로써 키복구 블록을 생성하는 사용자;

상기 키복구 블록을 저장하거나 키복구 블록을 여러 조각으로 분할한 키복구 블록 조각을 분산 저장하며, 키복구 요청을 수신하는 경우, 상기 키복구 블록을 재구성하고 복수의 키복구 서버 중 어떤 키복구 서버도 재구성된 키복구 블록을 볼 수 없도록 하기 위해 자신만이 알고있는 은닉 인자를 이용하여 은닉한 키복구 블록을 암호용 개인키 복구 요청서와 함께 상기 복수의 키복구 서버에게 전송하고, 상기 키복구 서버들로부터 수신한 메시지와 상기 은닉 인자를 이용하여 상기 C를 복구하는 키관리 서버; 및

암호용 개인키 복구 요청서와 함께 수신된 메시지에 대해 자신의 개인키를

이용하여 복호화를 수행하는 키복구 서버

를 포함하는 키위탁 시스템.

【청구항 13】

제12항에 있어서, 상기 사용자가 생성한 키복구 블록의 정당성이 확인되는 것을 특징으로 하는 키위탁 시스템.

【청구항 14】

PKI 기반의 키위탁 시스템의 서비스를 이용하고자, 키관리 서버에 패스워드를 등록하는 사용자;

상기 사용자의 암호용 개인키와 공개키 쌍을 생성한 후, 상기 등록된 패스워드를 이용하여 상기 개인키를 암호화한 $C(=E_{P_{WD}}(PRI))$ 단, PWD; 패스워드, PRI; 개인키)를 생성하고 키복구 서버들의 암호용 공개키를 이용하여 C를 암호화함으로써 키복구 블록을 생성한 후, 상기 키복구 블록을 저장하거나 키복구 블록을 여러 조각으로 분할한 키복구 블록 조각을 분산 저장하며, 키복구 요청을 수신하는 경우, 상기 키복구 블록을 재구성하고 복수의 키복구 서버 중 어떤 키복구 서버도 재구성된 키복구 블록을 볼 수 없도록 하기 위해 자신만이 알고있는 은닉 인자를 이용하여 은닉한 키복구 블록을 암호용 개인키 복구 요청서와 함께 상기 복수의 키복구 서버에게 전송하고, 상기 키복구 서버들로부터 수신한 메시지와 상기 은닉 인자를 이용하여 상기 C를 복구하는 키관리 서버; 및

암호용 개인키 복구 요청서와 함께 수신된 메시지에 대해 자신의 개인키를 이용하여 복호화를 수행하는 키복구 서버

를 포함하는 키위탁 시스템.

【청구항 15】

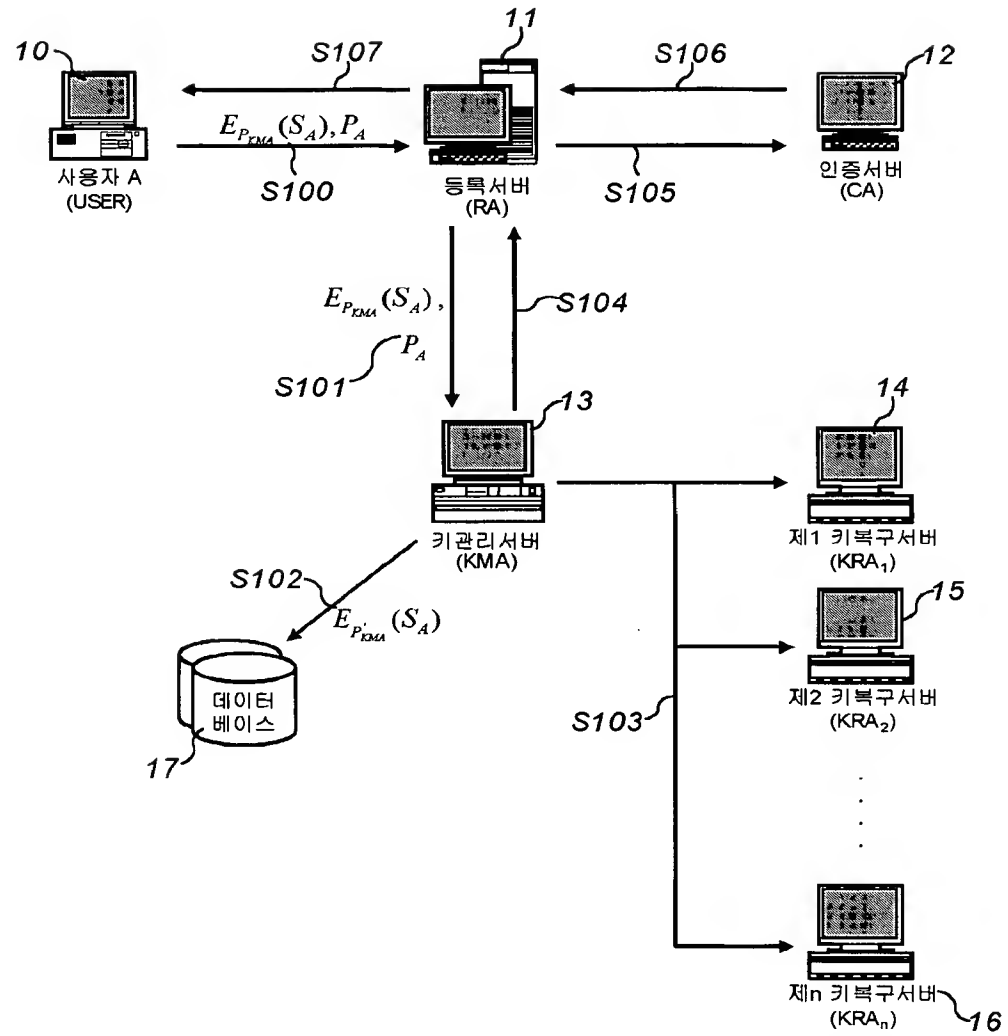
제12항 또는 제14항에 있어서, 복수의 키복구 블록 조각 중 일부만으로도 키복구 블록을 재구성하는 키관리 서버를 포함하는 키위탁 시스템.

【청구항 16】

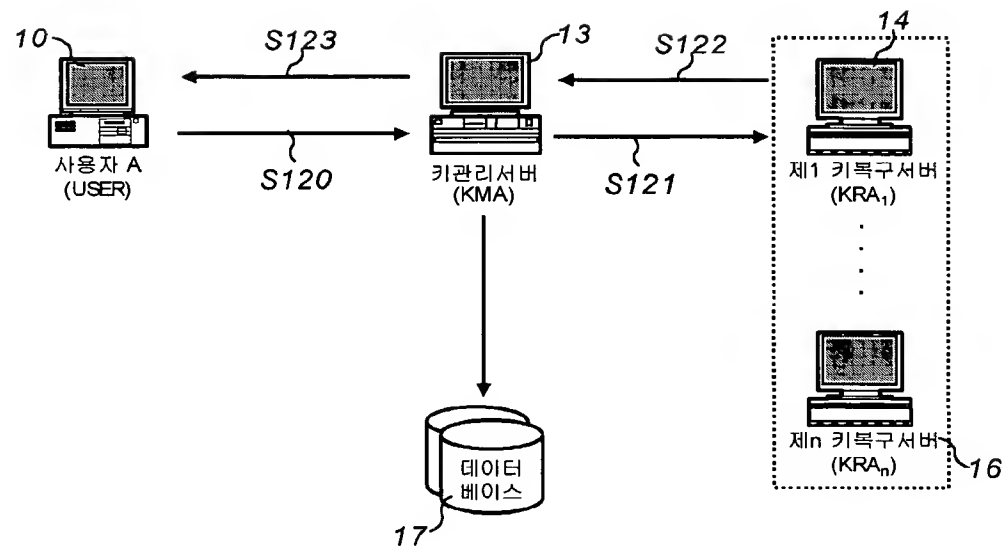
제12항 또는 제14항에 있어서, 복수의 키복구 서버 중 일부 키복구 서버로부터의 메시지만으로도 상기 암호화된 사용자의 개인키 C를 복구하는 키관리 서버를 포함하는 키위탁 시스템.

【도면】

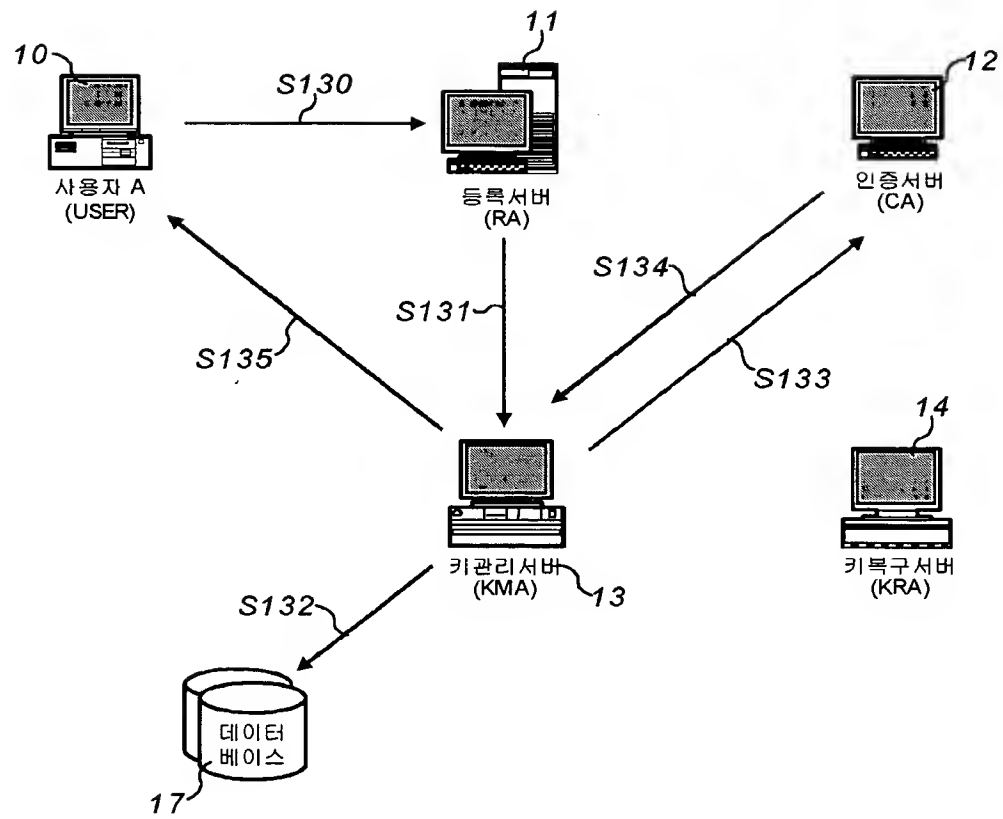
【도 1a】



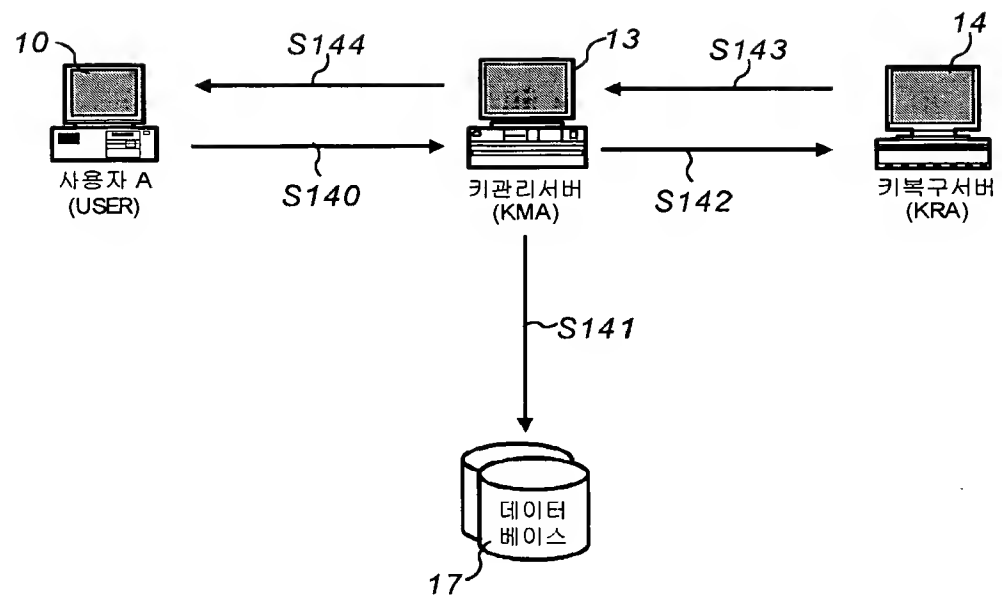
【도 1b】



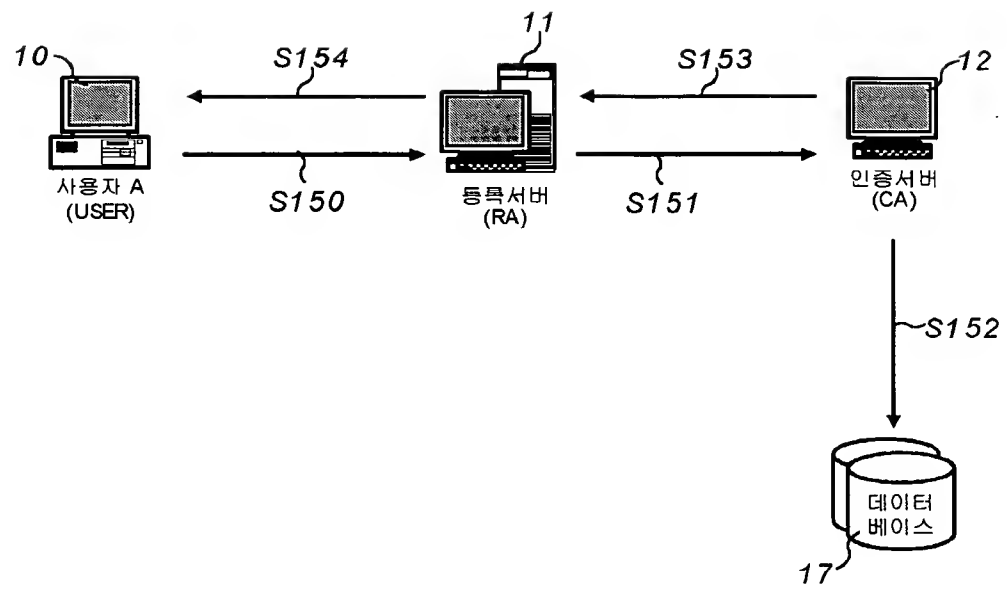
【도 2a】



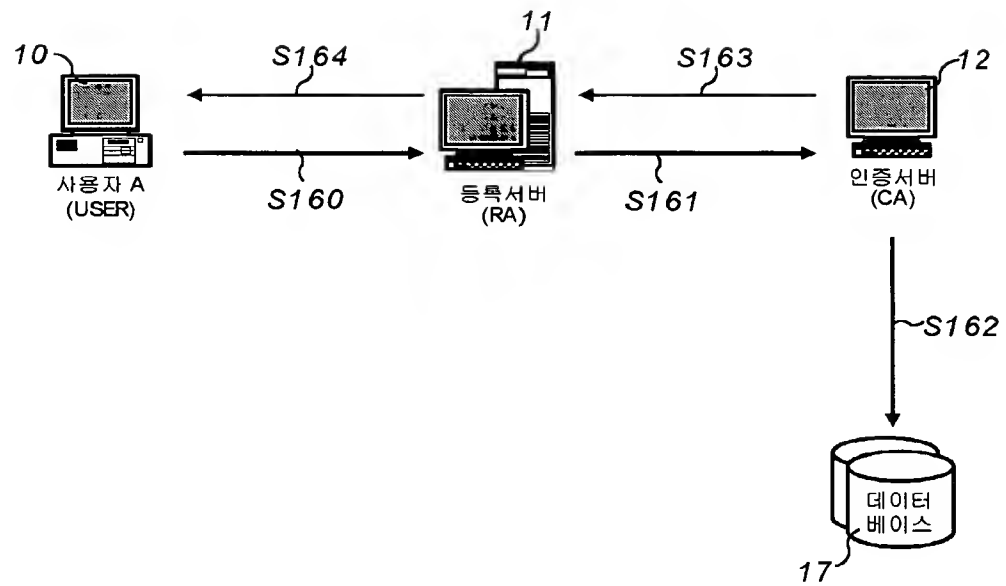
【도 2b】



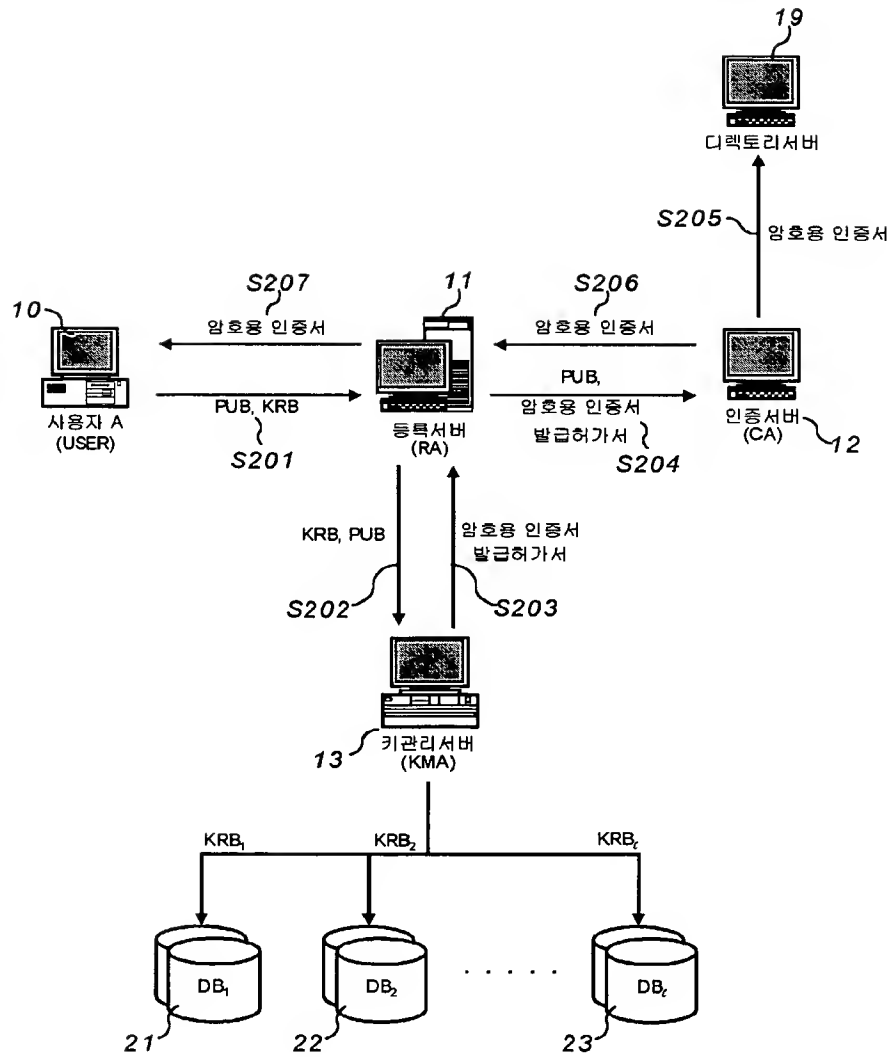
【도 3a】



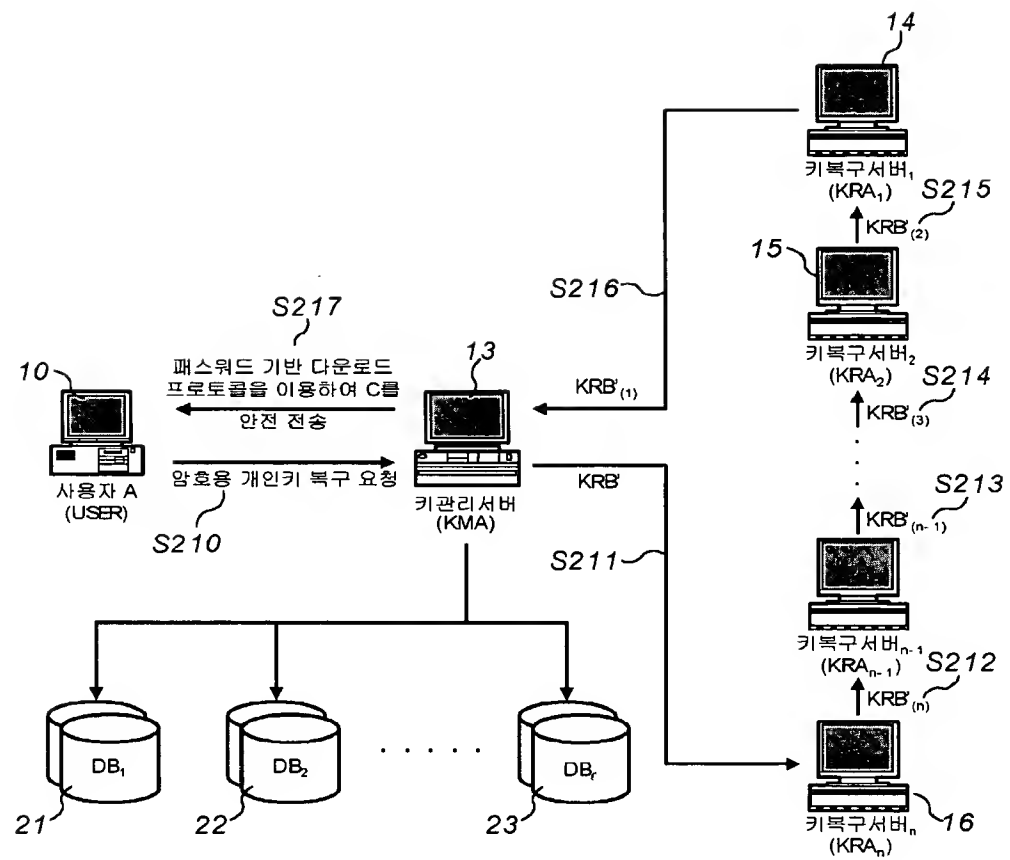
【도 3b】



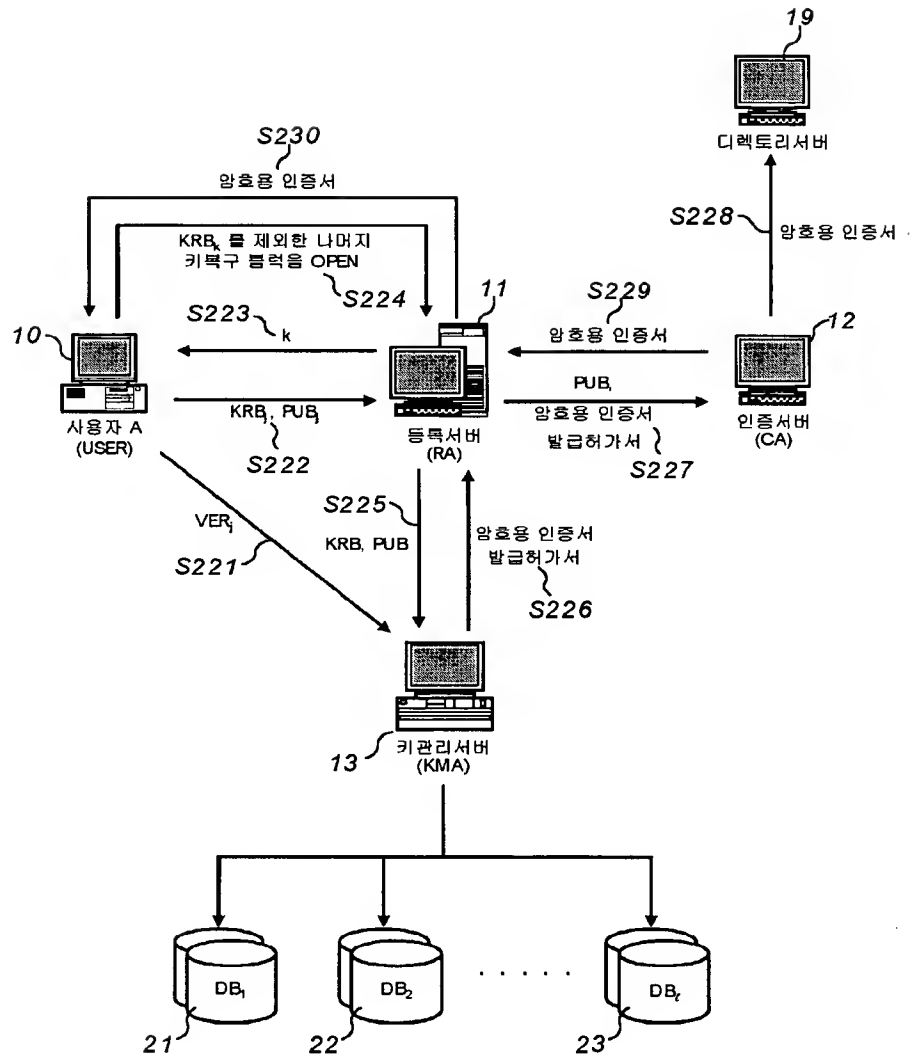
【도 4a】



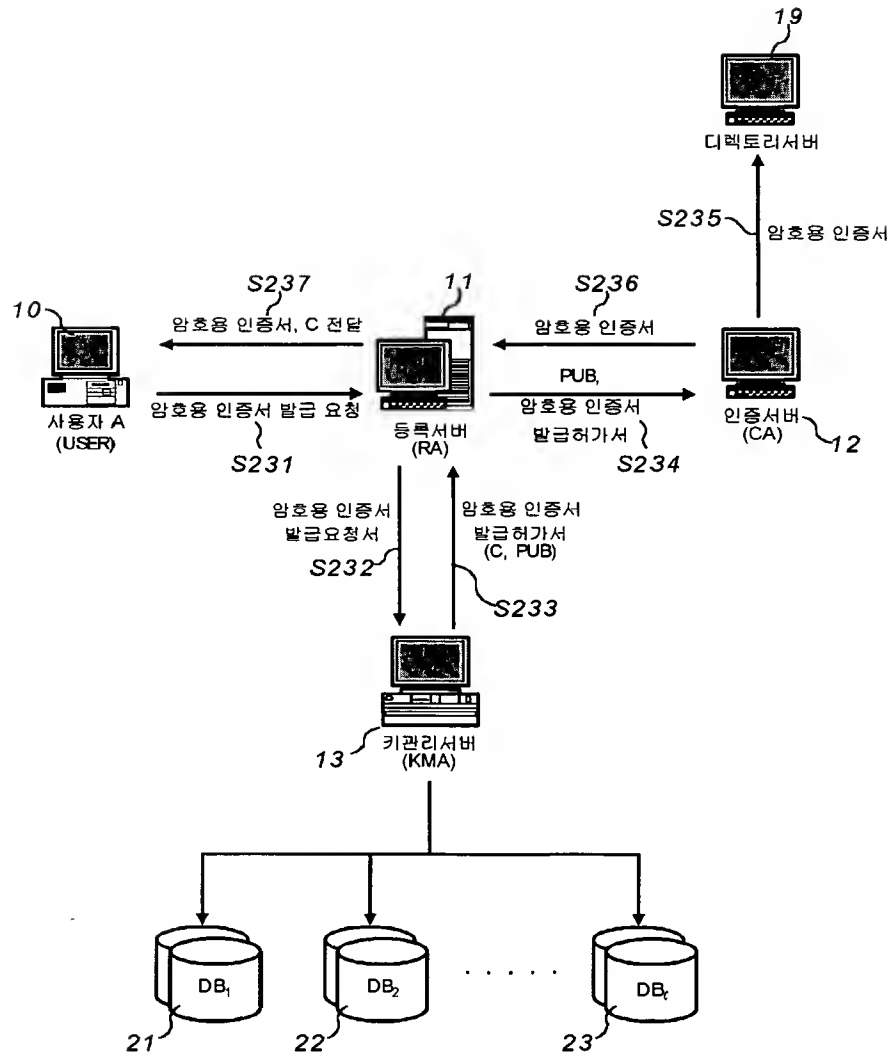
【도 4b】



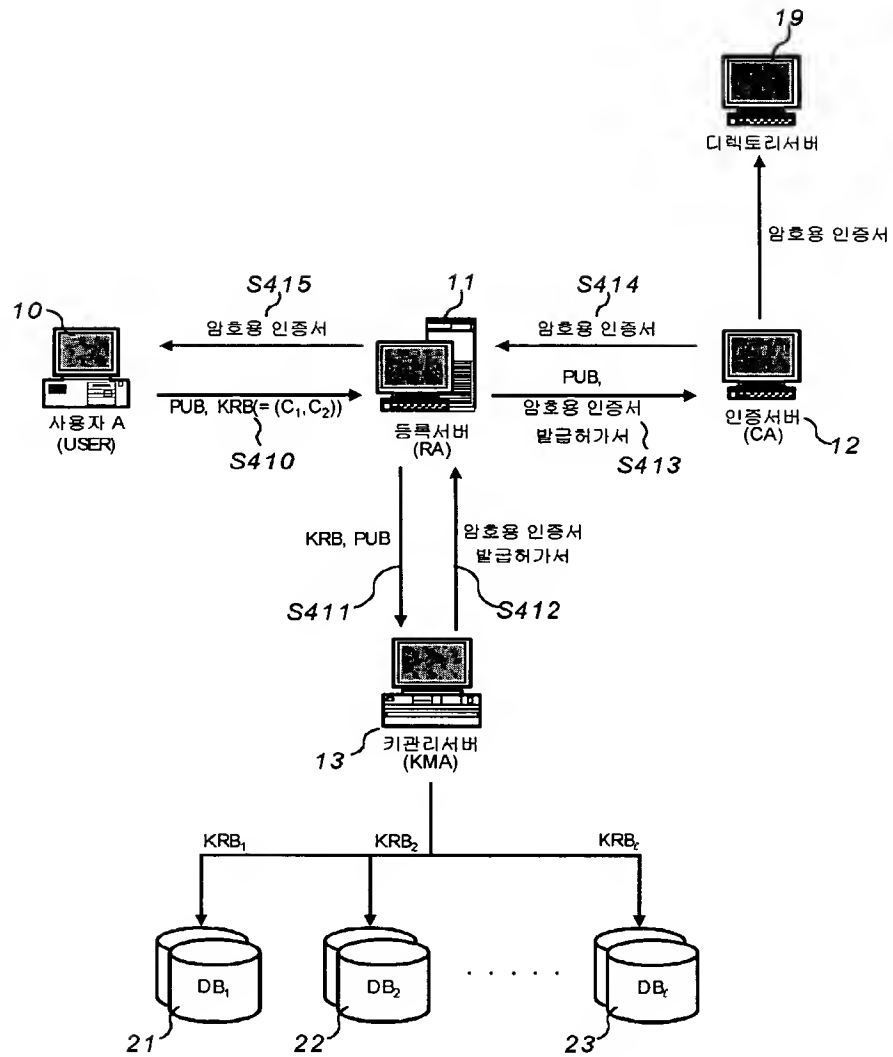
【도 5】



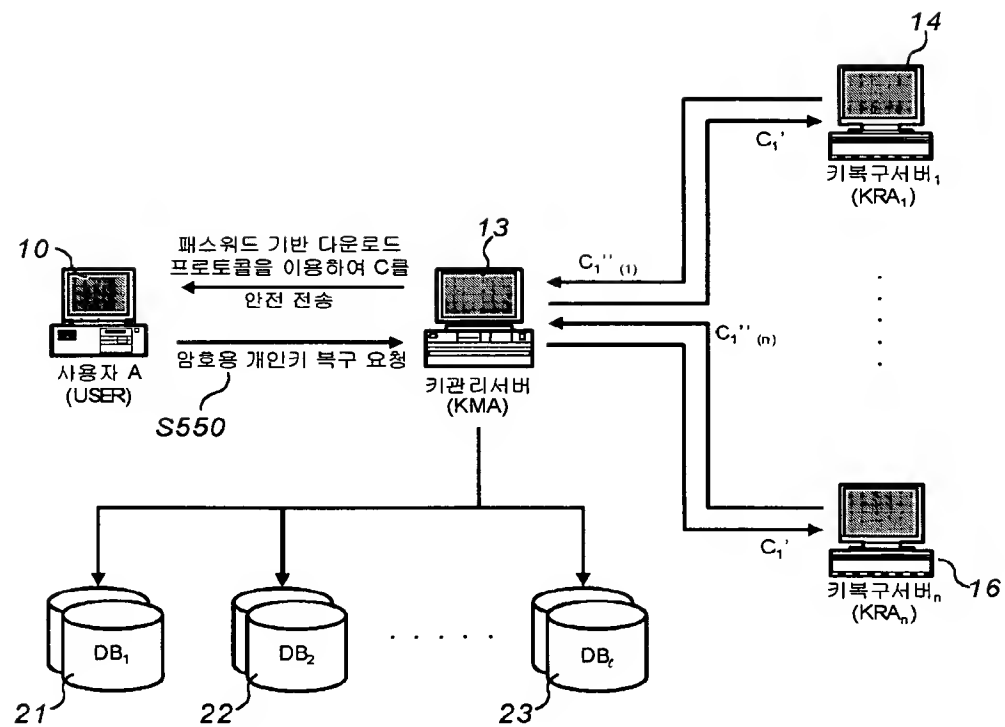
【도 6】



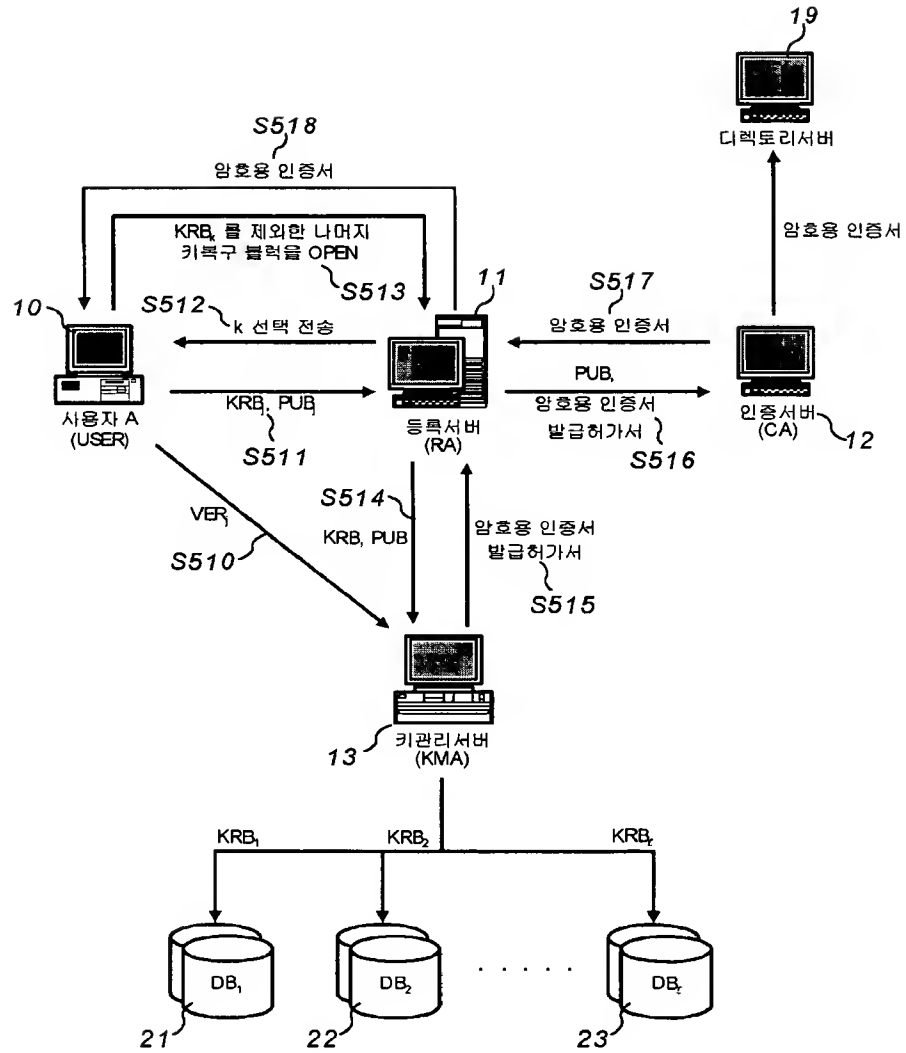
【도 7a】



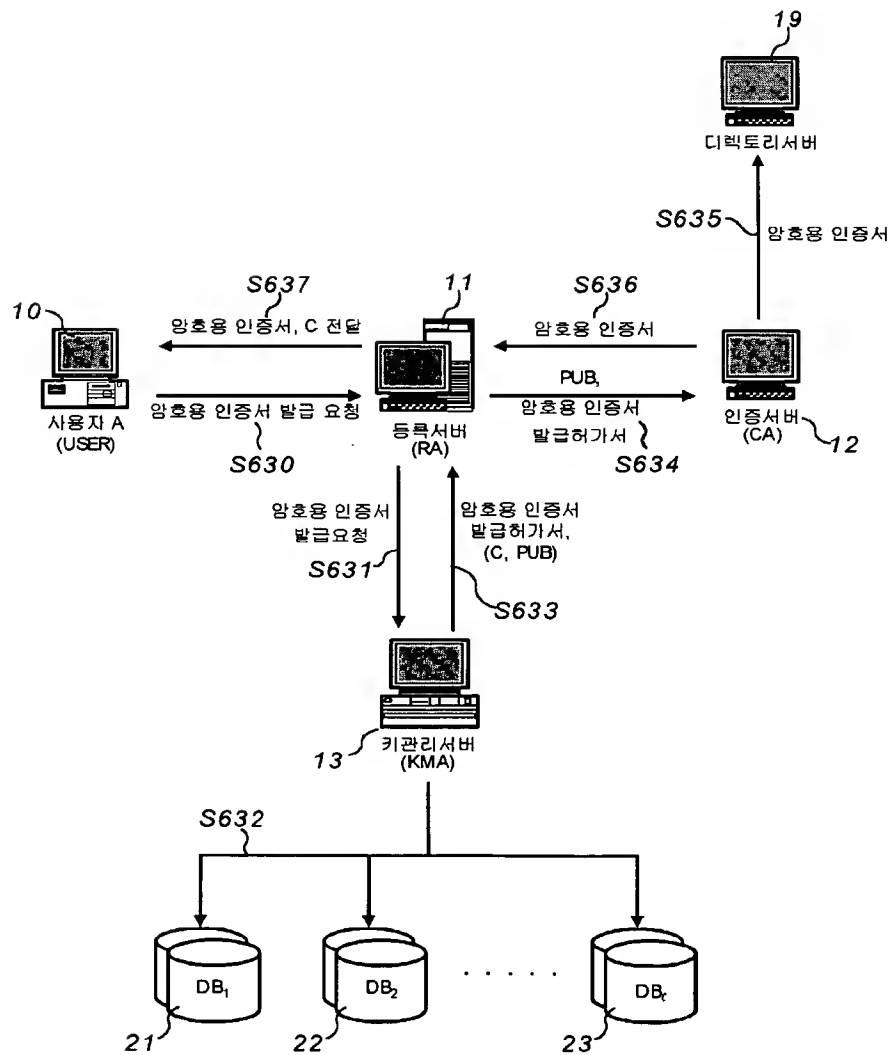
【도 7b】



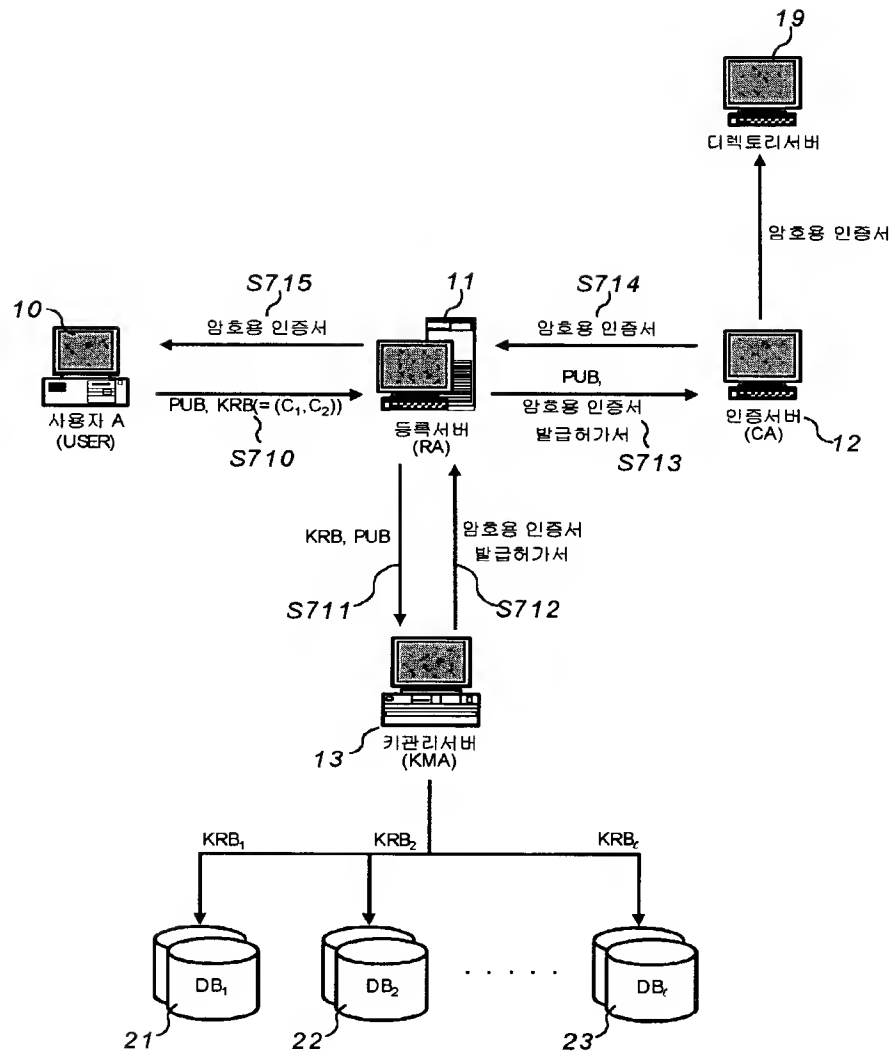
【도 8】



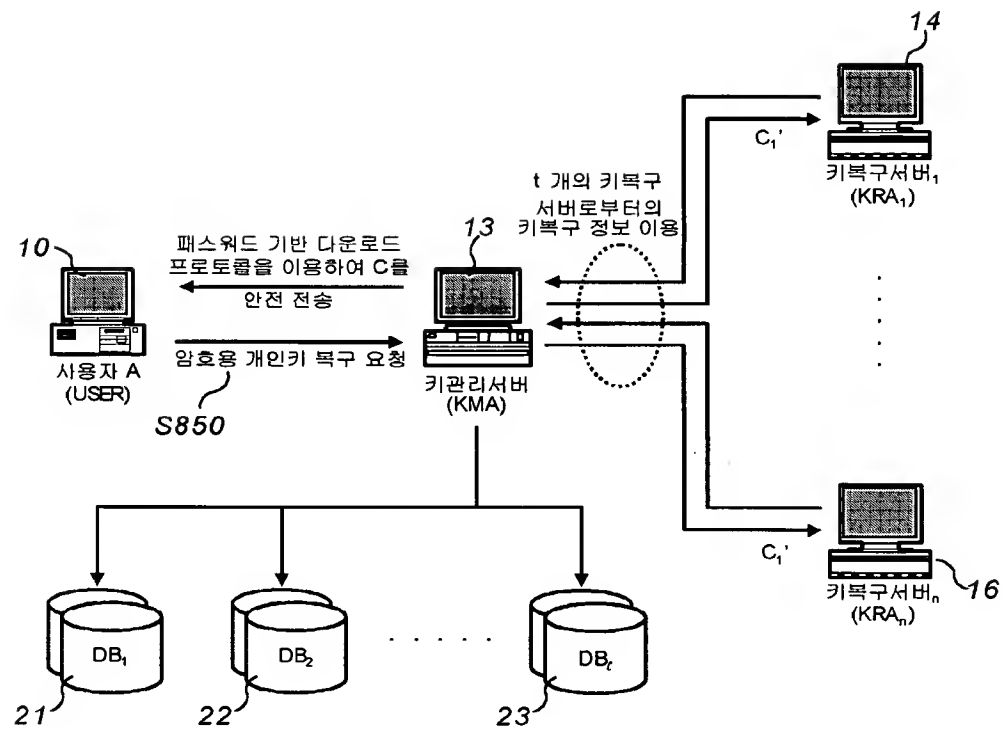
【도 9】



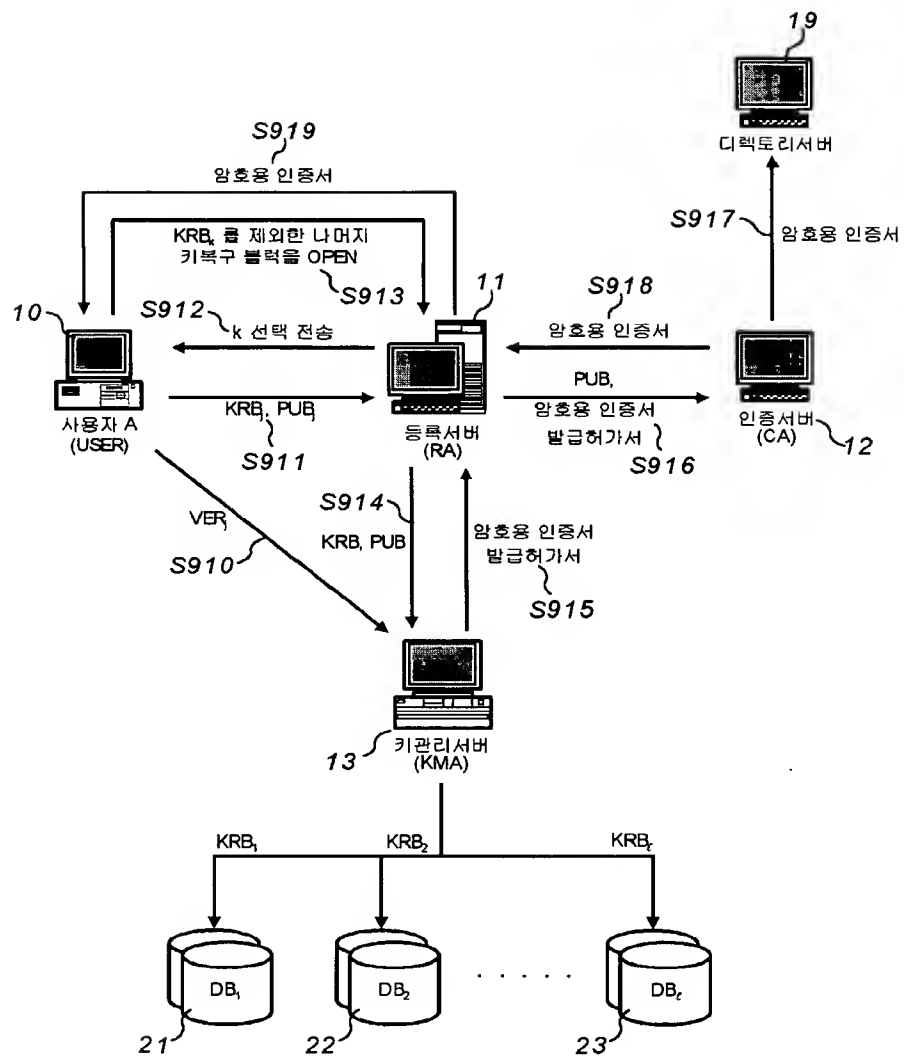
【도 10a】



【도 10b】



【도 11】



【도 12】

